

UNIVERSITÉ DU QUÉBEC À MONTRÉAL

ANALYSE DES PERFORMANCES ET INVESTIGATION DE L'ACCÈS
MULTIPLE DES RÉSEAUX MAILLÉS SANS FIL DANS LES MINES
SOUTERRAINES

MÉMOIRE
PRÉSENTÉ
COMME EXIGENCE PARTIELLE
DE LA MAÎTRISE EN INFORMATIQUE

PAR
CARLOS PÉREZ

JUILLET 2014

UNIVERSITÉ DU QUÉBEC À MONTRÉAL
Service des bibliothèques

Avertissement

La diffusion de ce mémoire se fait dans le respect des droits de son auteur, qui a signé le formulaire *Autorisation de reproduire et de diffuser un travail de recherche de cycles supérieurs* (SDU-522 – Rév.01-2006). Cette autorisation stipule que «conformément à l'article 11 du Règlement no 8 des études de cycles supérieurs, [l'auteur] concède à l'Université du Québec à Montréal une licence non exclusive d'utilisation et de publication de la totalité ou d'une partie importante de [son] travail de recherche pour des fins pédagogiques et non commerciales. Plus précisément, [l'auteur] autorise l'Université du Québec à Montréal à reproduire, diffuser, prêter, distribuer ou vendre des copies de [son] travail de recherche à des fins non commerciales sur quelque support que ce soit, y compris l'Internet. Cette licence et cette autorisation n'entraînent pas une renonciation de [la] part [de l'auteur] à [ses] droits moraux ni à [ses] droits de propriété intellectuelle. Sauf entente contraire, [l'auteur] conserve la liberté de diffuser et de commercialiser ou non ce travail dont [il] possède un exemplaire.»

REMERCIEMENTS

J'aimerais tout d'abord remercier mon professeur et directeur de recherche, Wessam Ajib, pour son aide et son encouragement inestimables tout au long de mes études de deuxième cycle et, surtout, lors de mon projet de recherche.

J'aimerais aussi transmettre ma reconnaissance la plus sincère à Sacha Gutiérrez et à Edgar Garduño pour leur appui inconditionnel en ces temps difficiles.

Enfin, je remercie ma mère qui m'a appris ce qu'est la persévérance.

TABLE DES MATIÈRES

LISTE DES FIGURES	vii
LISTE DES TABLEAUX	ix
LISTE DES ABRÉVIATIONS, SIGLES ET ACRONYMES	xii
RÉSUMÉ	xiii
INTRODUCTION	1
CHAPITRE I	
GÉNÉRALITÉS, MOTIVATIONS ET PROBLÉMATIQUE	7
1.1 Introduction	7
1.2 Réseaux maillés sans fil	7
1.2.1 Les réseaux maillés dans les mines souterraines	9
1.3 L'accès multiple dans les réseaux sans-fil	13
1.4 Les mécanismes de résolution de contention	15
1.4.1 L'algorithme de reprise	16
1.5 Motivations	19
1.6 Problématique : l'évaluation de performance et de l'accès multiple	21
CHAPITRE II	
ÉTAT DE L'ART	23
2.1 Le système MineTrax	24
2.2 Techniques de résolution de contention	30
2.2.1 Solutions avec l'approche aveugle	31
2.2.2 Les solutions cohérents	39
CHAPITRE III	
CONTRIBUTION 1 - SIMULATION ET ÉVALUATION DE PERFORMANCE DES RÉSEAUX MAILLÉS SANS FIL	45
3.1 Introduction	45
3.2 Évaluation de performance des réseaux sans fil dans les mines souterraines .	46
3.2.1 Description de l'outil d'évaluation de performance	49

3.2.2	Le module de simulation	51
3.2.3	Le module de présentation	54
3.2.4	Le module des données	55
3.2.5	Résultats obtenus	56
CHAPITRE IV		
CONTRIBUTION 2 - LA RÉOLUTION DE CONTENTION DANS LES RÉSEAUX		
MAILLÉS SANS FIL 59		
4.1	Identification d'anomalies	59
4.1.1	L'application d'identification des nœuds	62
4.1.2	Description de la proposition	64
4.1.3	Performance des algorithmes étudiés	64
4.1.4	Proposition des variantes pour SIFT et <i>i</i> CA	68
4.2	Outils et paramètres de simulation	73
4.2.1	Les paramètres utilisés	73
4.2.2	Résultats et discussions	75
CONCLUSION		85
BIBLIOGRAPHIE		89

LISTE DES FIGURES

Figure	Page
1.1 Infrastructure à deux niveaux pour un réseau maillé sans fil. Source : (Geyong et al., 2009).	8
1.2 Configuration type d'un réseau maillé dans une mine souterraine. Source : (Jun et Geng, 2010)	11
1.3 Mécanisme de l'algorithme de reprise. Source : (Yassein, Manaseer et Momani, 2012)	17
1.4 Efficacité du mécanisme de l'algorithme de reprise par rapport au maximum théorique. L'image présente aussi la comparaison entre deux types d'intervalles. Source : (J. Barcelo, 2008)	18
2.1 Description générale du réseau MineTrax. Source : www.newtrax.com	24
2.2 Exemple d'un capteur utilisé par le réseau MineTrax. Source : www.newtrax.com	25
2.3 Comparaison de la distribution de probabilité uniforme utilisée par CSMA/CA et CSMA/iCA. Source : (Pudasaini, Shin et Kim, 2012)	32
2.4 Exemple de l'adaptation moyenne de la distribution normale à chaque étape de l'algorithme iCA. Source : (Pudasaini, Shin et Kim, 2012)	33
2.5 Comparaison des mécanismes de <i>backoff</i> . Source : (Yunlong et al., 2009)	38
3.1 Modèle conceptuel de la solution proposée dans le projet TraxQam	49
3.2 Exemple de l'interface Web de l'outil TraxQam	50
3.3 Nomenclature des binaires utilisés par NewTrax	51
3.4 Tâches principales du module de simulation	52
3.5 Modèle relationnel dans le module de données	55
3.6 Exemple de l'évaluation de performance pour la latence. L'image montre la comparaison des performances des versions spécifiques du micrologiciel.	56
3.7 Exemple de l'évaluation de performance de mesure du RSSI du logiciel, pour une version et un scénario en particulier.	57

4.1	Les étapes de l'application d'identification des nœuds utilisés pour tester les algorithmes.	63
4.2	Distribution de probabilité de transmission dans l'algorithme SIFT selon l'estimation des nœuds.	65
4.3	Performance des algorithmes SIFT et <i>i</i> CA par rapport à ALOHA. L'axe vertical représente le temps nécessaire pour identifier les noeuds; l'axe horizontal représente le nombre de noeuds présents dans la simulation. .	68
4.4	Organigramme de l'algorithme <i>m</i> SIFT dans le dispositif mobile.	70
4.5	Trace de la distribution de probabilité $N_{]-\infty;+\infty[}(0,1)$ et $2N$ rectangles pour $N = 20$. Dans le contexte de notre application, la valeur 0 de l'axe horizontal représente le centre du sommet de la distribution requis par l'algorithme <i>i</i> CA tandis que l'axe vertical représente la probabilité de choisir un intervalle. Source : (Chopin, 2011)	71
4.6	Organigramme de l'algorithme <i>mi</i> CA dans le dispositif mobile	72
4.7	Structure de la trame utilisée pour les simulations	74
4.8	Exemple d'une configuration du réseau sans fil avec un nœud de base et 40 nœuds mobiles groupes en troupeaux de 30 et 10 nœuds chacun.	75
4.9	Les trois différents scénarios utilisés pour la simulation	76
4.10	Délai total d'identification des scénarios A et B	78
4.11	Délai d'identification par nœud des scénarios A et B	79
4.12	Nombre moyen de collisions par nœud des scénarios A et B	80
4.13	Délai total pour identifier tous les nœuds du scénario C	81
4.14	Nombre moyen de nœuds identifiés après 40 secondes de simulation . . .	82

LISTE DES TABLEAUX

Tableau	Page
2.1 Calcul de la fenêtre de contention pour les algorithmes HBAB avec les deux dernières valeurs historiques. Source : (Nasir et Albalt, 2008) . . .	36
3.1 Liste des tests exécutés par TraxQam.	54
4.1 Paramètres de simulation	61
4.2 Paramètres de simulation pour chaque algorithme	67

LISTE DES ABRÉVIATIONS, SIGLES ET ACRONYMES

BEB	Recul exponentiel (en anglais, binary exponential backoff)
CTS	Prêt à émettre (en anglais, clear to send)
CW	Fenêtre de contention (en anglais, contention window)
FHSS	Étalement de spectre avec sauts de fréquence (en anglais, frequency-hopping spread spectrum)
FHSS	Étalement de spectre par saut de fréquence (en anglais, frequency hopping spread spectrum)
LB	Recul linéaire (en anglais, linear backoff)
MAC	Contrôle d'accès au support (en anglais, medium access control)
NAV	Vecteur d'allocation réseau (en anglais, network allocation vector).
NID	Dispositif d'infrastructure Newtrax (en anglais, Newtrax infrastructure device)
NMD	Dispositif minier Newtrax (en anglais, Newtrax miner device)
NVD	Dispositif véhicule Newtrax (en anglais, Newtrax vehicle device)
PT	Probabilité de transmission
RAC	Canal d'accès aléatoire (en anglais, random access channel)
RSSI	Indicateur de puissance de signal reçu (en anglais, received signal strength indication)
RTS	Demande d'émission (en anglais, request to send)
TDMA	Accès multiple par répartition dans le temps (en anglais, time division multiple access)

TS	Intervalle de temps (en anglais, timeslot)
WMN	Réseau sans fil maillé (en anglais, wireless mesh network)
WSN	Réseau sans fil des capteurs (en anglais, wireless sensor network)

RÉSUMÉ

Dans ce document, nous présentons d'abord l'outil TraxQam que nous avons développé pour évaluer la performance des réseaux maillés sans fil dans les mines souterraines. Notre outil permet d'évaluer plusieurs paramètres de performance à l'aide d'une série de tests bien élaborés. Le document est divisé en deux volets. Le premier volet est applicatif. Il nous permet de comparer la performance des différentes versions d'un même système pour identifier les anomalies. Nous proposons des algorithmes pour réduire la contention de la couche MAC dans les réseaux maillés et, surtout comme applications d'identification de nœuds mobiles. Les algorithmes sont basés sur des solutions aveugles proposées dans un contexte plus générique. Cependant, nous les avons adaptés aux réseaux maillés et à notre application d'étude. La détection de collisions ainsi que la technique d'apprentissage partagée sont utilisées pour améliorer la performance de nos algorithmes. Grâce aux simulations bien précises, nous démontrons dans le premier volet de notre contribution que notre outil permet d'évaluer la performance d'un système de réseau maillé sans fil. Dans le deuxième volet, nous démontrons que la performance des algorithmes proposées, en termes de délai de connexion, dépasse celle des solutions courantes celles nommés « ALOHA BEB » et « ALOHA LB ». La performance de nos algorithmes illustre la réduction du délai de connexion sans sacrifier les sources d'énergie dans le routeur principal (NID).

MOTS-CLÉS : réseaux maillés sans fil, évaluation de performance, OMNeT, accès multiple, mines souterraines, simulation des réseaux, contention.

INTRODUCTION

La difficulté à prévoir le comportement général d'un réseau sans fil est un grand obstacle. Elle résulte du fait que plusieurs facteurs peuvent affecter la performance et la stabilité du réseau. L'usage d'une implantation réelle est sans aucun doute la meilleure façon de vérifier si un système sans fil fonctionne correctement. Cependant, cette approche est complexe et très coûteuse. La création de modèles analytiques est une première alternative à cette approche. Elle est surtout utile pour améliorer la capacité globale du système plutôt que permettre d'en évaluer la stabilité. Le domaine des réseaux sans fil comporte plusieurs facteurs qui influencent la performance, et il est très complexe, voire impossible, de définir un modèle analytique exact et fiable.

La simulation des systèmes de télécommunication est une deuxième alternative. Elle est peu coûteuse et permet de tester des systèmes complexes avec plus de précision qu'un modèle analytique (López Pérez, de la Roche et Song, 2009). Même s'il existe déjà sur le marché des outils de simulation très puissants qui permettent d'évaluer la performance d'un système de télécommunications, leur coût est extrêmement élevé et ce sont des systèmes très complexes. De plus, ces outils ne sont pas adaptés à tous les environnements et toutes les configurations possibles des réseaux maillés sans fil.

L'immersion dans un système réel de télécommunications est un défi que nous nous sommes lancé dès le début de notre travail de recherche. L'une des motivations personnelles qui m'a encouragé à m'engager dans ce projet de recherche a sans doute été l'occasion d'en apprendre davantage sur le système de réseau maillé sans fil dans un domaine spécialisé. Je voulais également me familiariser avec des outils de simulation permettant de simuler le comportement des réseaux.

Nous avons pris comme cas d'étude un système industriel de création de réseaux maillés sans fil. Dans le cadre d'une entente de coopération entre l'UQAM et l'entreprise québécoise Technologies Newtrax inc., nous avons eu l'occasion d'en apprendre davantage sur leurs produits de réseau utilisés dans les mines. Newtrax est une entreprise spécialisée dans le développement et la fabrication de solutions de télécommunications utilisant un système de communication exclusif connu sous le nom de MineTrax. MineTrax permet de créer des réseaux maillés en utilisant des dispositifs autonomes, alimentés par des batteries, qui sont déployés dans les mines. Le réseau sert d'infrastructure au transport des données utiles (*payload*) pour plusieurs applications telles que la surveillance de la qualité de l'air, la localisation de personnel et de véhicules, la radio-communication d'urgence à deux-voies, la ventilation sur demande et la télémétrie.

L'idée d'utiliser des outils de simulation pour mesurer la performance fait partie de l'architecture de MineTrax depuis sa conception. L'entreprise Newtrax a décidé utiliser le simulateur OMNeT++ pour tester la fiabilité et la performance de MineTrax. OMNeT++ est un cadre d'application de simulation polyvalent construit en C++ qui, lorsqu'on utilise des extensions spécifiques, permet la simulation de plusieurs systèmes de réseau. L'architecture d'OMNeT++ permet de modéliser tous les composants d'un réseau tels que les dispositifs, la pile de protocoles, l'environnement et la propagation. Ces composants peuvent être fragmentés en composants plus petits, aussi appelés modules. Ces modules peuvent être combinés de plusieurs façons, comme des blocs LEGO (Wehrle, Günes et Gross, 2010). C'est précisément pour sa modularité que Newtrax a décidé d'utiliser OMNeT++ comme outil de simulation. Tous les modules interagissent par le biais de messages qui peuvent être transmis de façon directe ou par des connexions. Les messages peuvent représenter des paquets, des octets, des bits, des signaux, des tâches, des événements, etc. La transmission des messages peut être contrôlée de plusieurs façons, notamment par souscription et par ordonnancement. Une infrastructure en particulier, appelée MiXiM, permet la simulation des systèmes de réseau sans fil. Certaines études démontrent qu'OMNeT++ est plus performant pour simuler des systèmes complexes et à grand déploiement (Weingärtner, vom Lehn et Wehrle, 2009), en compa-

raison aux autres simulateurs. De plus, de façon générale, OMNeT++ est plus rapide et plus performant que le NS-2 (Xiaodong, Weiren et He, 2008).

Pour faciliter la tâche, l'architecture logicielle de MineTrax a été programmée en C++ et conçue de manière à ce que plusieurs parties de la pile de protocoles puissent être testées par OMNeT. Malheureusement, OMNeT++ a été conçu pour tester des prototypes et n'est pas adapté aux environnements de production industrielle et de contrôle de la qualité. Dans le cas particulier de Newtrax, le micrologiciel qui contient MineTrax est constamment actualisé, et plusieurs versions sont compilées chaque semaine. Pour Newtrax, mesurer la performance de leur système de télécommunications devient une tâche lente, lourde et complexe.

En prenant en compte l'amélioration de performance, l'un des principaux propos de notre travail de recherche, nous nous sommes fixé certains objectifs :

- Évaluer la performance du système MineTrax ;
- Identifier les anomalies liées à la performance ;
- Identifier la cause de certaines de ces anomalies ;
- Proposer des solutions aux anomalies identifiées ;
- Implémenter une couche complète dans un simulateur pour évaluer la pertinence de notre proposition.

Le premier volet de notre travail consiste à identifier et à analyser les paramètres de performance des réseaux sans fil par le développement d'un outil d'évaluation de performance. Pour l'illustrer, nous étudierons le protocole MineTrax. Après plusieurs années d'expérience, le service d'assurance de la qualité de l'entreprise a identifié certains scénarios qui, dans l'ensemble, représentent de manière réaliste une partie du spectre des situations problématiques probables.

Pour atteindre les objectifs du premier volet de notre travail, nous avons eu besoin de nous livrer à certaines activités :

- L'immersion dans l'architecture de MineTrax ;
- La familiarisation avec OMNeT++ et son architecture ;
- La familiarisation avec les tests et les paramètres de performance déjà existants ;
- La conception et le développement de l'outil d'évaluation de performance ;
- L'intégration de tests déjà existants dans les modules ;
- La conception de nouveaux tests et leur intégration dans les modules.

Après avoir terminé le premier volet de notre travail de recherche, nous avons identifié certaines anomalies de performance dans une application spécifique à ce type de réseau. Cette application est liée au processus d'identification des nœuds. Dans le domaine minier, ces nœuds sont constitués de mineurs et des véhicules qui se déplacent dans les tunnels. L'application permet aux opérateurs situés à l'extérieur de localiser, en tout temps, l'emplacement du personnel et des véhicules dans les tunnels en cas d'accidents. La localisation sert aussi à d'autres fins, notamment la planification des ressources, les alarmes de proximité, pour éviter que les mineurs ne soient frappés par les énormes camions, et la vérification de la qualité de l'air.

L'anomalie identifiée est une réduction de performance de l'application lorsque plusieurs nœuds doivent être identifiés, surtout lorsqu'ils se déplacent dans la mine. Dans certains cas, la contention est telle que plusieurs nœuds ne sont pas identifiés, et les opérateurs ne peuvent connaître l'emplacement des mineurs en temps réel. Nous avons identifié que l'origine du phénomène de réduction de performance réside dans le mécanisme de résolution de la contention qui est basé sur le système ALOHA à créneaux avec recul linéaire LB. Le système ALOHA à créneaux est un mécanisme de résolution de contention très utilisé dans les réseaux sans fil et qui a été l'un des principaux chefs de file du développement d'autres protocoles importants comme l'accès multiple avec surveillance

de porteuse et évitement de collisions (CSMA/CA) et la fonction de coordination distribuée (DCF) implémentée par 802.11(IEEE, 1999). La fonction de coordination distribuée met en place un mécanisme de résolution de contention sous le nom d'algorithme de reprise avec recul exponentiel (BEB), il s'agit de la norme *de facto* pour la couche MAC de plusieurs protocoles (Byung-Jae, Nah-Oak et Miller, 2005), (J. Barcelo, 2008).

Dans le deuxième volet de notre travail, nous proposons de corriger l'anomalie avec deux algorithmes de résolution de contention. Ces algorithmes permettent d'augmenter la performance de l'application d'identification de nœuds dans les mines et utilisent comme base des algorithmes aveugles qui ont été adaptés avec la technique d'*apprentissage partagé* proposée par (Bharghavan et al., 1994) avec leur algorithme d'accès multiple avec evasion des collisions (MACA). En raison de l'énergie disponible dans les nœuds mobiles, nous avons estimé que cette technique pourrait améliorer la performance des algorithmes, surtout lorsque les nœuds se trouvent à portée de transmission du dispositif d'infrastructure de Newtrax (en anglais newtrax infrastructure device, NID) alors que d'autres nœuds sont déjà en contention depuis un moment.

La suite de ce document est organisée comme suit. Le premier chapitre est une introduction aux réseaux maillés sans fil et leurs applications pour les mines souterraines. Il décrit également les problèmes liés à la performance. Par la suite, nous présentons une introduction aux mécanismes de résolution de contention et aux problèmes liés à la contention. Ensuite, nous dévoilons quelles motivations nous ont encouragés à étudier la performance des réseaux sans fil dans les mines. Enfin, dans la dernière partie, nous présentons la problématique et nos objectifs à atteindre ainsi que les défis que nous avons relevés pendant ce projet. Dans le deuxième chapitre, nous présentons les travaux publiés dans le domaine de l'accès multiple aux réseaux sans fil ainsi qu'un survol de la pile de protocoles MineTrax. Dans le troisième chapitre, nous présentons une description de notre contribution divisée en deux volets. Le premier volet applicatif se concentre sur l'analyse des paramètres et sur la conception d'un outil d'évaluation de performance pour le réseau MineTrax. Le deuxième volet développe et propose l'utilisation

de deux algorithmes pour résoudre la contention en utilisant l'application d'identification des nœuds comme base d'évaluation de performance. Dans le chapitre quatre, nous démontrons l'efficacité de nos algorithmes au moyen de simulations réalisées en utilisant OMNeT++ grâce à certains paramètres de performance. Finalement, notre travail présente une série de conclusions avant de proposer de futurs travaux de recherche.

CHAPITRE I

GÉNÉRALITÉS, MOTIVATIONS ET PROBLÉMATIQUE

1.1 Introduction

La croissance du marché des télécommunications a déclenché un avancement et, par la suite, une diversification de l'offre des services. Dans ce contexte, les réseaux maillés sans fil font l'objet de plusieurs travaux de recherche parce qu'ils permettent l'interopérabilité de plusieurs technologies. Cependant, cette intégration fait face à de grands défis. Une utilisation efficace du spectre demande la création de mécanismes et de protocoles plus efficaces et plus rapides dans les couches inférieures du modèle OSI tels que la couche physique et le lien des données. Le but de ce document de recherche est de présenter des solutions pour évaluer et améliorer la performance des réseaux sans fil, surtout ceux utilisés dans les mines d'extraction de minéraux.

1.2 Réseaux maillés sans fil

De façon générale, un réseau ad hoc est un réseau dynamique de nœuds sans fil qui est capable de s'organiser et de s'autogérer sans aucune gestion centralisée. Le réseau est aussi capable de se reconfigurer de façon autonome selon la topologie qui peut changer arbitrairement. Dans un réseau ad hoc, chaque nœud joue un rôle dans la gestion du réseau. Le réseau maillé sans fil est un type spécial de réseau ad hoc où certains nœuds (routeurs maillés) sont capables de construire une dorsale principale. Cette infrastructure assure le transport de la majorité du trafic provenant des autres routeurs maillés

ou des nœuds clients (*Mesh Client* ou *MC*). Les routeurs maillés possèdent certaines caractéristiques importantes, notamment les suivantes.

- Les nœuds des routeurs maillés sont statiques ou ont une mobilité réduite et très prévisible. Cette quasi-immobilité permet à la dorsale d'être toujours disponible.
- Les routeurs maillés ont des capacités de routage et d'acheminement pour des réseaux hétérogènes comme Ethernet, les réseaux cellulaires, etc.
- Un réseau maillé sans fil ne contient pas forcément un seul type de technologie de réseau sans fil. Il favorise également l'interopérabilité de plusieurs technologies et la formation de grands réseaux (figure 1.1).

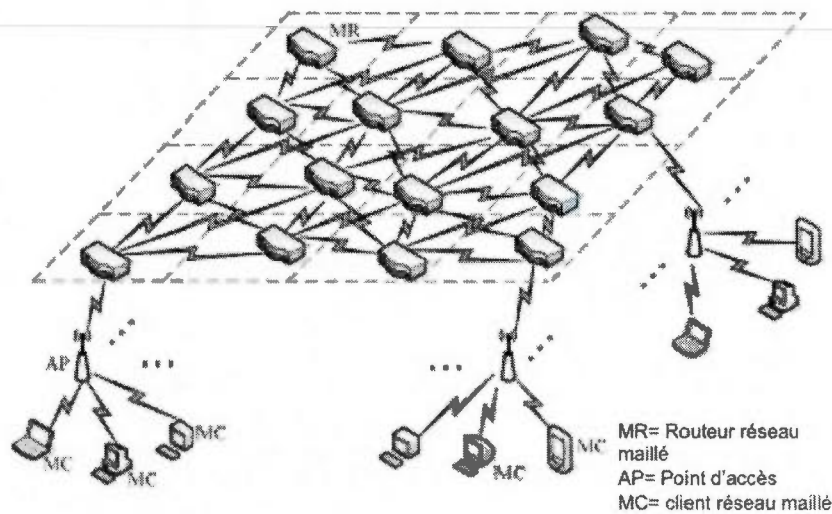


Figure 1.1 Infrastructure à deux niveaux pour un réseau maillé sans fil. Source : (Geyong et al., 2009).

La convergence du débit pose tout un défi puisque le codage de chacune de ces technologies est différent. Plusieurs travaux de recherche ont été effectués dans le but d'améliorer le débit des réseaux maillés sans fil. Afin que le débit soit optimal, un réseau maillé sans fil doit tirer avantage de la réutilisation de l'espace de radiofréquence pour permettre à plusieurs nœuds d'envoyer des paquets en même temps.

Un réseau de capteurs sans fil est un type de réseau sans fil ad hoc spécial, à l'intérieur duquel un grand nombre de capteurs interagissent avec l'environnement physique et transmettent de l'information sur ce dernier. Un réseau maillé sans fil est aussi un type de réseau spécial dont les nœuds ont la capacité de construire un réseau à chemins de transport multiples. En cas de problème de communication, les nœuds peuvent également reconstruire le réseau de façon dynamique. Habituellement, un réseau maillé sans fil sert de dorsale à d'autres réseaux pour surveiller l'environnement (Li-Jia et al., 2010).

1.2.1 Les réseaux maillés dans les mines souterraines

Il existe un dispositif spécial dont l'objectif consiste à récolter, de façon collective, des renseignements sur son environnement. On appelle ces dispositifs des « capteurs ». Ce sont des dispositifs de communication sans fil qui permettent de mettre sur pied d'autres dispositifs pour former des réseaux et transporter des données sur de longues distances jusqu'à un dispositif de stockage. Les capteurs peuvent aussi fonctionner comme passerelle pour transporter des données vers un réseau plus vaste comme l'Internet (*sink-point*).

Parmi leurs principales caractéristiques, les nœuds sont alimentés par des batteries, ce qui leur permet une certaine autonomie. Un réseau maillé sans fil hétérogène est formé d'un grand nombre des dispositifs répartis qui, en collaboration, permettent d'atteindre un objectif particulier (Li, Thai et Wu, 2008). Un réseau maillé comprend les quatre principaux éléments suivants (Sohraby, Minoli et Znati, 2007) :

- un ensemble distribué de capteurs ;
- un réseau maillé d'interconnexions sans fil ;
- un point central de cueillette de renseignements (*sinkpoint*) ;
- des ressources dans un point central (normalement éloigné) qui permettent de manipuler, de traiter et de mettre en corrélation les données générées par les capteurs.

L'utilisation de réseaux maillés sans fil dans l'exploitation minière souterraine offre de grands avantages par rapport aux réseaux filaires, surtout en raison de leur simplicité d'installation, de leurs faibles coûts d'entretien et de leur configuration automatique. L'objectif principal de ce type de réseau consiste à transmettre certains renseignements (*données utiles*) vers la surface à partir de capteurs installés, notamment, sur des véhicules, des mineurs et des systèmes de ventilation. Les renseignements obtenus servent à divers processus, notamment les suivants :

- la localisation des mineurs en cas d'explosion ou d'effondrement ;
- l'aide aux mineurs en cas d'urgence ;
- la surveillance de la qualité de l'air dans la mine ;
- l'évacuation des mineurs ;
- la planification des ressources ;
- la surveillance des véhicules (essence, gaz, niveaux d'huile et autres).

Ces renseignements doivent être mis à jour de façon constante avec une latence minimale.

Un réseau sans fil pour une mine souterraine peut être considéré comme un réseau à deux niveaux (Geyong et al., 2009). Le niveau inférieur, ou niveau d'accès, se compose d'un réseau maillé sans fil dont l'objectif principal, comme nous l'avons déjà mentionné, est de recueillir et de produire des renseignements sur l'environnement. Le niveau

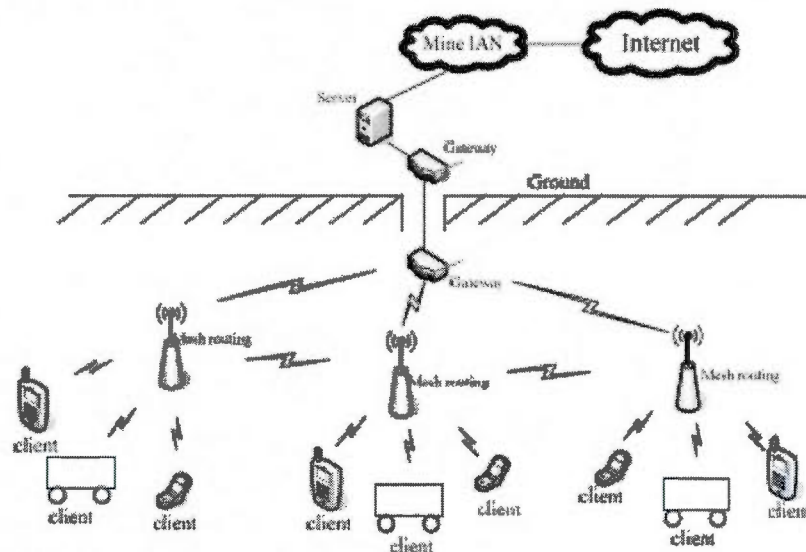


Figure 1.2 Configuration type d'un réseau maillé dans une mine souterraine. Source : (Jun et Geng, 2010)

supérieur, ou niveau de transport, (*backhaul*) est composé d'un réseau maillé sans fil dont l'objectif principal consiste à transporter les données utiles générées par le niveau inférieur. Les nœuds du réseau maillé sans fil sont des dispositifs fixes et autonomes, capables de former et reformer un réseau.

Dans les applications conçues pour l'industrie minière, comme celles mentionnées dans (Patterson, 2009), chaque dispositif du niveau d'accès (*client*) interagit directement avec le nœud du réseau maillé sans fil le plus proche (routeur) pour lui fournir des données utiles *payload*. L'utilisation des réseaux d'accès multiple par répartition dans le temps (AMRT) avec étalement de spectre par sauts de fréquence (FHSS) est considérée, de façon générale, comme une alternative libre d'interférence très efficace lorsque la consommation d'énergie est une contrainte (Ye et Heidemann, 2003) et (Patterson, 2009). Une configuration type d'un réseau maillé dans une mine souterraine est donnée dans la figure 1.2.

Selon le type d'implémentation, tous les nœuds clients dans le rayon de transmission d'un nœud routeur vont rivaliser entre eux pour accéder au routeur à l'aide d'un mécanisme de contention (MAC). Des travaux de recherche comme ceux de (Yi, Mitchell et Grace, 2012), de (Ye et Heidemann, 2003) et de (Kurtis Kredo et Mohapatra, 2007) soulignent qu'un mécanisme *back-off* est une solution simple et efficace pour accéder au support, par rapport aux autres techniques comme le CSMA qui nécessite de mesurer de façon constante le support avant la transmission. Effectuer ces mesures n'est pas convenable pour un dispositif ayant des contraintes énergétiques (Ye et Heidemann, 2003). Par ailleurs, les messages courts ajoutent des surcharges importantes (Kurtis Kredo et Mohapatra, 2007), comme c'est le cas pour les applications de surveillance. Par contre, dans un environnement dense, un mécanisme de contention simple comme le système ALOHA à créneaux peut entraîner un volume important de collisions et de retransmissions.

Dans le domaine minier, les nœuds mobiles se déplacent habituellement en *troupeaux*, c'est-à-dire en groupes des mineurs qui se déplacent à travers un tunnel à pied ou en caravane de véhicules. Il est fréquent que plusieurs nœuds rivalisent pour se connecter à un seul routeur. Par ailleurs, la vitesse des nœuds clients et des collisions causées par la densité peuvent les faire entrer et sortir du rayon de transmission du routeur avant même que le message de surveillance soit acheminé. En cas d'accident, cette situation n'est pas souhaitable puisqu'il faut connaître avec exactitude la dernière position des mineurs.

Comme mentionné précédemment, les applications de surveillance dans les mines souterraines n'ont pas besoin de transmettre de grandes quantités de données. La faible demande en énergie permet aux nœuds du (*backhaul*) de fonctionner pendant des années sans qu'il soit nécessaire de remplacer les batteries (Patterson, 2009). Cette caractéristique est la principale différence par rapport au réseau maillé sans fil traditionnel. D'autre part, le niveau d'accès est composé de nœuds mobiles et autonomes qui ne forment pas de réseau entre eux. De façon générale, ce type de dispositif n'a

pas de contraintes énergétiques puisqu'il est relié à des sources pratiquement illimitées d'énergie, comme les véhicules, les lampes de mineurs et les systèmes de ventilation.

La plupart des protocoles sans fil ne sont pas conçus pour économiser de l'énergie ni pour être utilisés avec un réseau maillé. Dans la pile des protocoles, les couches qui vont affecter de façon directe la consommation d'énergie sont les plus basses, surtout celles d'accès au support et au lien des données.

1.3 L'accès multiple dans les réseaux sans-fil

Plusieurs spécifications ont été établies pour normaliser les réseaux maillés sans fil et les réseaux de capteurs sans fil tels que IEEE802.11, IEEE802.15 et IEEE802.20 (Zhang, Luo et Hu, 2006). Cependant, ces protocoles comportent certains désavantages, notamment, le trafic et le gaspillage d'énergie causés par le protocole CSMA (Ye et Heidemann, 2003). Le CSMA n'est pas approprié pour de tels milieux puisque le matériel doit pouvoir fonctionner pendant des mois, voire des années, sans avoir besoin de remplacer les batteries. Il existe plusieurs applications pour les réseaux maillés, notamment l'audio, la vidéo, la sécurité et la surveillance. Dans le contexte de notre travail, nous allons nous concentrer sur la surveillance des ressources. Ce type d'applications n'utilise pas de grandes quantités d'énergie par rapport à d'autres, notamment l'audio ou la vidéo et elle peut être considérée comme une architecture de réseaux maillés sans fil et de réseaux de capteurs sans fil à niveaux multiples.

Dans la pile de protocoles d'un réseau sans fil, l'élément qui assure l'interconnexion et l'échange des paquets entre les nœuds s'appelle le contrôle d'accès au support. Les couches supérieures. La couche de contrôle d'accès au support est non seulement responsable de la transmission des paquets entre deux nœuds, mais elle doit aussi éviter les collisions de façon à ce que deux nœuds ne transmettent des paquets même temps (contention) (Kumar, Raghavan et Deng, 2006). Les mécanismes de résolution de contention ont une influence directe sur la consommation d'énergie.

Pour mesurer la performance de la couche de contrôle d'accès au support, certains facteurs sont importants. (Sohraby, Minoli et Znati, 2007) et (Wei, Heidemann et Estrin, 2004) s'accordent pour dire que les facteurs les plus importants sont les suivants :

- Le délai : c'est le temps passé par un paquet dans la couche de contrôle d'accès au support avant d'être transmis. Il ne dépend pas seulement de la congestion du réseau, mais aussi de la conception de la couche de contrôle d'accès au support.¹
- Le débit : c'est la vitesse à laquelle les messages sont transmis par le système de communication. Habituellement, elle est mesurée en messages ou en octets par seconde.
- La robustesse : c'est la tolérance aux erreurs. Elle est définie comme étant la combinaison de la fiabilité, de la disponibilité et de la dépendance. Cette combinaison permet d'évaluer la sensibilité des protocoles du réseau aux erreurs ou aux faux calculs.
- L'extensibilité : c'est la capacité du système à répondre aux besoins de performance, peu importe le nombre de nœuds du réseau. L'extensibilité est un facteur très difficile à atteindre pour un réseau sans fil.
- L'équité : c'est la capacité du protocole à distribuer les ressources de façon équitable à tous les nœuds. Dans un réseau sans fil, il est courant que les besoins en bandes passantes varient considérablement parmi les nœuds. Le protocole doit alors pouvoir assigner des ressources de façon proportionnelle parmi tous les nœuds.
- L'efficacité énergétique : c'est la capacité des protocoles du réseau d'éviter le gaspillage d'énergie. Ce paramètre de performance est l'un des plus importants de la couche de contrôle d'accès au support dans les réseaux maillés. Les auteurs (Sohraby, Minoli et Znati, 2007) mentionnent aussi que certains

1. Dans le contexte de notre contribution, le terme délai a une signification différente qui sera décrite en détail plus tard.

facteurs contribuent à l'inefficacité énergétique, notamment :

- la retransmission due aux collisions ;
- l'écoute inactive, c'est-à-dire le temps utilisé par le nœud pour écouter le canal vide ou lorsque les données n'entrent pas ;
- l'écoute excessive, c'est-à-dire le temps où le nœud reçoit des paquets qui ne sont pas pertinents ;
- les renseignements de contrôle excessif et
- les commutations fréquentes de l'émetteur-récepteur.

1.4 Les mécanismes de résolution de contention

La création du protocole ALOHA à créneaux a ouvert la porte au développement d'autres protocoles très importants comme le CSMA/CA ainsi qu'à la fonction de coordination distribuée (DCF) implémentée par 802.11 (IEEE, 1999). La fonction de coordination distribuée utilise un mécanisme de résolution de contention qui porte le nom d'algorithme de reprise, et de fait, c'est la norme de la couche de contrôle d'accès au support de plusieurs protocoles (Byung-Jae, Nah-Oak et Miller, 2005), (J. Barcelo, 2008).

Choisir la taille appropriée de la fenêtre de contention est un élément très important pour assurer l'efficacité de l'algorithme de reprise. Certains auteurs ont conclu qu'avec un grand nombre de nœuds, le mécanisme devient peu performant (Bianchi, 2000), (Hang et Peiliang, 2004), (Byung-Jae, Nah-Oak et Miller, 2005), (Shao-Cheng et Helmy, 2006). Pour que la fenêtre de contention soit optimale, il est nécessaire d'estimer de façon précise le nombre de dispositifs du domaine de contention. Plusieurs algorithmes ont été proposés pour évaluer cette valeur, mais la consommation excessive d'énergie et l'inefficacité, lorsque le nombre de nœuds est grand, sont des problèmes récurrents (Hang et Peiliang, 2004), (Pudasaini, Shin et Kim, 2012), (Jamieson, Balakrishnan et Tay, 2006). Pour mieux comprendre le contexte de notre travail, nous ferons un survol de la théorie liée à l'accès multiple.

1.4.1 L'algorithme de reprise

Avant d'effectuer une transmission, le nœud vérifie la disponibilité du canal. Si le canal est occupé, le nœud entre dans un état de contention et, de là, il doit générer un nombre aléatoire d'intervalles de temps, soit le temps d'attente avant de tenter la transmission (*backoff*). Ce nombre est aléatoire afin de minimiser les probabilités de collision entre les nœuds qui sont eux aussi en état de contention (Toledo, Vercauteren et Xiaodong, 2006).

Le temps aléatoire de la transmission (*backoff*) est choisi entre zéro et la taille actuelle de la fenêtre de contention (CW) définie par $CW \in [CW_{min}, CW_{max}]$. La façon de déterminer la valeur de (CW) dépend du type d'algorithme l'algorithme de reprise. À la première tentative de connexion, la fenêtre de contention est à CW_{min} et, pendant la transmission, le canal est balayé et le compteur de transmission est réduit d'une unité à chaque intervalle libre et augmenté à chaque intervalle occupé. Une fois le compteur est arrivé à zéro, le nœud est transmis.

La fonction de coordination distribuée, mise en place par le protocole 802.11, utilise des techniques à deux et à quatre voies pour accéder au canal. Dans la technique à deux voies, le nœud source transmet les données et le nœud destination répond par un accusé de réception (AR). Par la technique à quatre voies, le nœud source envoie une trame de demande d'émission (RTS) avant les données pour réserver le canal. Cette requête permet de minimiser les risques de collision. Lorsque le nœud destination reçoit le RTS, il répond par une trame de confirmation (CTS) indiquant qu'il est prêt à émettre. Le nœud source commence alors à transmettre les données (Bianchi, 2000). Une fois que le nœud source a terminé de transmettre, le nœud destination répond par un AR. Si, pendant la transmission, un nœud voisin « écoute » une demande d'émission ou une trame confirmation, il attendra leur transmission pour la durée des étapes restantes (CTS + données + AR); cette période d'attente est connue comme étant un vecteur d'allocation du réseau (NAV).

Une fois que le nœud source reçoit le AR, il réinitialise la valeur de la CW à zéro. Cependant, si aucun AR n'est reçu après une certaine période, la valeur de la CW est doublée et le temps d'attente (*backoff*) avant de retenter la transmission est déterminé de nouveau. Ce processus d'augmentation de la taille de la fenêtre de contention s'appelle l'algorithme de reprise (*BEB*). La variante qui limite la fenêtre de contention à une taille maximale et empêche la latence du réseau d'augmenter, se nomme (*T-BEB*). Son objectif consiste à empêcher le nœud d'entrer dans un état appelé « la mort par famine », qui se produit lorsque le nœud est trop longtemps en attente (J. Barcelo, 2008). Le mécanisme de l'algorithme de reprise est décrit dans la figure 1.3.

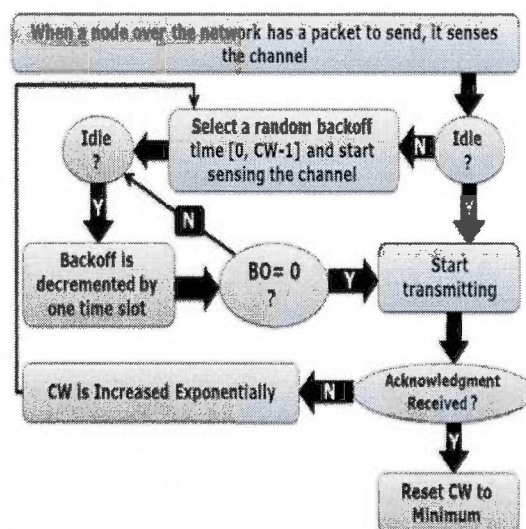


Figure 1.3 Mécanisme de l'algorithme de reprise. Source : (Yassein, Manaseer et Mo-mani, 2012)

L'algorithme de reprise permet une bonne performance avec de faibles densités de nœuds. Cependant, la performance est compromise si la densité des nœuds augmente (figure 1.4). La raison de ce phénomène réside en partie dans la réduction drastique de la fenêtre de contention puisque après chaque transmission réussie, la CW étant rétablie à CW_{min} (Taifour, Nait-Abdessalam et Simplot-Ryl, 2005). Même si la raison

principale de cette réduction est d'empêcher une augmentation démesurée de la fenêtre de contention et d'éviter le phénomène de « mort par famine », une analyse approfondie de cette caractéristique de la fonction de coordination distribuée faite par (Bianchi, 2000) démontre que le débit dépend fortement de la relation entre le nombre de nœuds et la taille initiale de la fenêtre de contention. Par ailleurs, (Pang et al., 2004) affirment aussi que la taille de chaque transmission influence grandement la performance.

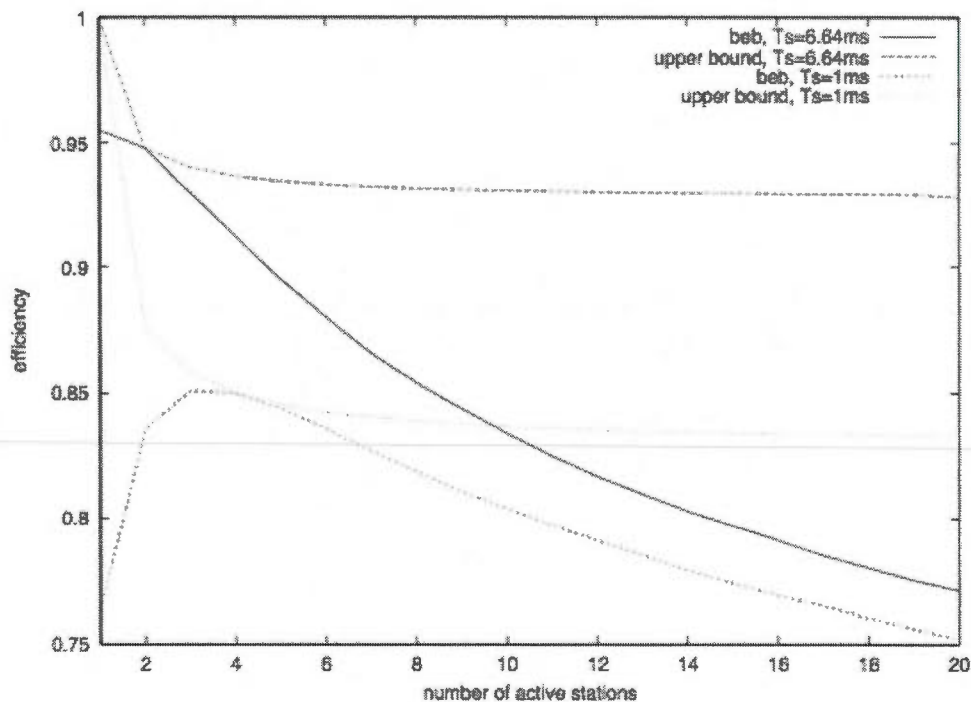


Figure 1.4 Efficacité du mécanisme de l'algorithme de reprise par rapport au maximum théorique. L'image présente aussi la comparaison entre deux types d'intervalles. Source : (J. Barcelo, 2008)

La dispersion des nœuds dans un réseau sans fil maillé favorise l'apparition récurrente de deux problèmes nommés phénomènes du nœud caché et celui du nœud exposé (Zhang, Luo et Hu, 2006). Le protocole CSMA/CA minimise le problème du nœud caché mais favorise l'apparition du nœud exposé. Par ailleurs, la détection de porteuse

réduit l'utilisation du canal en présence du nœud caché et du nœud exposé. Le protocole MACA introduit par (Karn, 1990) propose d'éliminer la détection de porteuse. Comme cette détection est essentielle pour calculer le NAV, MACA ajoute à la taille de la reprise le nombre d'intervalles nécessaires pour transmettre les paquets RTS/CTS pour que les nœuds puissent ajuster le NAV de manière appropriée.

Pour éviter les collisions, d'autres protocoles de contention utilisant des mécanismes plus complexes ont été proposés. Par exemple, l'accès multiple à tonalité d'occupation (BTMA) divise la bande passante en deux canaux, un canal pour la transmission des paquets et un canal de contrôle. Le canal de contrôle est utilisé par les nœuds pour révéler s'il y a émission de données (tonalité d'occupation). Avant d'envoyer des paquets, le nœud vérifie la tonalité d'occupation. Si le canal de contrôle est vide, le nœud débute la transmission des données via le canal principal. Sinon, il attend un certain temps et recommence le processus. Chaque nœud qui détecte une activité dans le canal principal envoie une tonalité dans le canal de contrôle jusqu'à la fin de la transmission dans le canal principal. Cette méthode offre l'avantage principal de prévenir de sérieuses collisions. Cependant, le phénomène du nœud exposé augmente lorsque le nombre de nœuds augmente et le canal devient très sous-utilisé (Myers et Basagni, 2002). D'autres variantes comme l'accès multiple à tonalité d'occupation de réception (RI-BTMA) et WCD limitent la transmission de la tonalité à certains nœuds pour réduire le phénomène du nœud exposé et augmenter l'utilisation du canal (Myers et Basagni, 2002).

1.5 Motivations

Pour mieux comprendre les enjeux touchant la performance d'un système de réseau maillé, nous avons étudié le système conçu par l'entreprise québécoise Newtrax qui est spécialisée dans la production de dispositifs sans fil pour le domaine minier. Newtrax relève sans cesse de nouveaux défis pour s'assurer de la qualité de son produit et que de nouvelles fonctionnalités soient ajoutées à la pile de protocoles de ses produits. En raison de la complexité de l'architecture du micrologiciel, chaque modification doit être

testée pour en assurer une fonctionnalité minimale.

Une implémentation réelle est, sans aucun doute, la meilleure façon de vérifier si un système sans fil fonctionne de façon appropriée. Au sein de l'industrie minière, cette approche très complexe est également très coûteuse. Ainsi, la création de modèles analytiques est une bonne alternative. Cependant, son utilité est davantage pertinente à la capacité globale du système qu'à sa stabilité. Le domaine des réseaux sans fil impose plusieurs éléments qui vont influencer la performance et, il devient très difficile (voire impossible) de définir un modèle analytique exact. La simulation des systèmes de télécommunication est une alternative moins coûteuse qui permet de tester des systèmes beaucoup plus complexes avec plus d'exactitude que le modèle analytique. (López Pérez, de la Roche et Song, 2009). Même s'il existe déjà sur le marché des outils pour évaluer la performance d'un système de télécommunications en utilisant des simulations, leur coût est très élevé et ils sont très complexes. De plus, ils ne sont souvent pas adaptés à des environnements spécifiques des réseaux. Dans le cas de Newtrax, l'usage de ce type de systèmes pourrait nécessiter une restructuration de l'architecture de MineTrax pour permettre leur simulation dans un outil de ce type.

Actuellement, l'entreprise utilise des simulations pour s'assurer que chaque version du système est stable et qu'elle est aussi capable d'accomplir les tâches de base. Par contre, le simulateur est incapable d'évaluer la performance générale du système, ce qui est un facteur crucial à la qualité du produit. L'entreprise a mis en place des mécanismes d'évaluation de performance de base pour s'assurer que le système puisse offrir une performance minimale dans certaines situations. Cependant, il est impossible pour le simulateur d'exploiter ces renseignements de façon optimale selon les besoins de NewTrax. Le premier volet de notre travail se concentre sur l'identification et l'évaluation des paramètres et métriques de performance dans le but de construire un outil permettant d'évaluer la performance de leur système. Après avoir évalué le système de l'entreprise, nous avons identifié une anomalie à corriger et qui est reliée au mécanisme de (*backoff*). Cette anomalie cause une diminution de la performance de l'application d'identification

des nœuds et la réduction de cette anomalie a motivé le deuxième volet de notre travail. L'entreprise a déjà considéré modifier le format de la trame a fin d'augmenter les intervalles destinés à l'accès multiple et réduire le temps de contention de façon importante. Malheureusement, cette approche n'est pas viable puisqu'elle demande une utilisation additionnelle d'énergie dans l'antenne qui représente une réduction de la durée de vie des batteries de plus de 20% selon des tests conduits par NewTrax.

1.6 Problématique : l'évaluation de performance et de l'accès multiple

Dans le cadre de notre travail, une partie est consacrée à l'étude de la performance des systèmes de réseaux sans fil dans les mines souterraines. Après plusieurs observations concernant les besoins de l'entreprise, nous avons identifié certains facteurs essentiels pour assurer la qualité du système :

- la vitesse de formation et réformation du réseau ;
- le délai de connexion pendant l'identification des dispositifs mobiles ;
- la latence relative à l'envoi des messages ;
- le taux de retransmissions à cause des erreurs et
- la vitesse dans la construction des routes.

Le premier volet (volet applicatif) de notre contribution s'inscrit dans l'évaluation de ces facteurs à partir de l'information générée par le simulateur. Ce volet nous a permis d'identifier qu'il existe deux grands défis aux applications de surveillance dans les mines souterraines :

- La latence causée par des collisions et des contentions augmente considérablement lorsque des vagues denses de nœuds se déplacent dans le rayon de transmission d'un routeur.
- Certaines activités, comme le balisage (*beaconing*), consomment beaucoup d'énergie ce qui influe directement la vie des batteries.

Dans ce travail, nous avons fait une analyse de plusieurs algorithmes dans le but de mieux gérer la contention sur les réseaux sans fil qui ont été présentés selon différents contextes. Le deuxième volet de notre contribution vise à évaluer et à proposer des modifications à certains mécanismes de contention qui permettront de réduire les délais d'identification des nœuds dans la couche d'accès au niveau, sans augmenter la consommation d'énergie. Un algorithme optimal de résolution de la contention doit garantir :

- un petit délai de connexion pendant l'identification des nœuds et
- une utilisation équilibrée du spectre afin d'éviter des collisions excessives ou la sous-utilisation du canal.

Pour faire face à ces anomalies, le deuxième volet de notre travail consiste à diminuer le délai en réduisant la contention, dans le cas où plusieurs nœuds traversent le rayon de transmission d'un routeur en même temps. Il porte également sur la prévention de la consommation supplémentaire d'énergie dans les routeurs.

Dans ce travail, nous proposons des mécanismes pour identifier et mesurer la performance des réseaux maillés dans les mines. Notre proposition est divisée en deux parties ; la première vise à identifier et à évaluer la performance d'un réseau par le développement d'un outil que nous avons nommé TraxQam. Pour vérifier l'efficacité de notre outil, il a été testé en utilisant un système commercial pour la création des réseaux maillés dans les mines (MineTrax). La deuxième partie propose l'utilisation des algorithmes aveugles pour mieux gérer la contention dans un réseau maillé sans fil. Ces algorithmes que nous avons nommés *mSIFT* et *miCA* sont des variantes des algorithmes présentés dans d'autres travaux de recherche. Nous les avons adaptés pour améliorer leur performance selon le type de réseau que nous avons étudié. Ces changements visent à utiliser la technique d'apprentissage partagée et à détecter les collisions dans les dispositifs mobiles. Pour étudier la performance de nos algorithmes, nous avons utilisé des méthodes de simulation d'une application spécifique du domaine minier.

CHAPITRE II

ÉTAT DE L'ART

Le développement des techniques pour réduire les coûts de production des composants électroniques et les grands progrès en télécommunications ont favorisé la multiplication de diverses gammes de dispositifs sans fil permettant la transmission de données sur de courtes distances. Chaque dispositif est équipé d'un émetteur-récepteur, d'une antenne et d'une source d'énergie. Selon la configuration, ce dispositif peut se connecter vers un nœud central (réseau d'infrastructure) ou de s'organiser avec d'autres nœuds pour transmettre des données sur de longues distances (réseau ad hoc).

La capacité des nœuds à s'adapter à des conditions adverses comme la perte de communication et la déconnexion (*self-healing*), soit lorsque certains nœuds se sont déconnectés, est l'une des caractéristiques importantes d'un réseau ad hoc. Les nœuds peuvent aussi reformer un réseau et rester opérationnels (*self-forming*). Le réseau MANET est un exemple de ce type de réseau ad hoc (*mobile ad-hoc network*).

Dans certains secteurs, les réseaux MANET sont très utilisés en raison de leur flexibilité et de leur facilité d'installation et d'entretien. La bande passante disponible pour un dispositif sans fil dépend en grande partie des fréquences disponibles, et de certains phénomènes comme l'interférence, le bruit et l'affaiblissement du signal (Kumar, Raghavan et Deng, 2006) (Khamayseh et al., 2011). Par ailleurs, le débit ne dépend pas seulement de la bande passante disponible, mais aussi de la complexité et de l'efficacité des protocoles qui permettent la communication. Dans ce contexte, les protocoles

d'accès au support deviennent très importants.

2.1 Le système MineTrax

Le premier volet de notre contribution comprend l'évaluation de performance d'un système de réseau maillé sans fil. Pour accomplir cette tâche, nous avons étudié le système de communications conçu par l'entreprise Newtrax. Nous allons maintenant présenter cette technologie de façon générale.

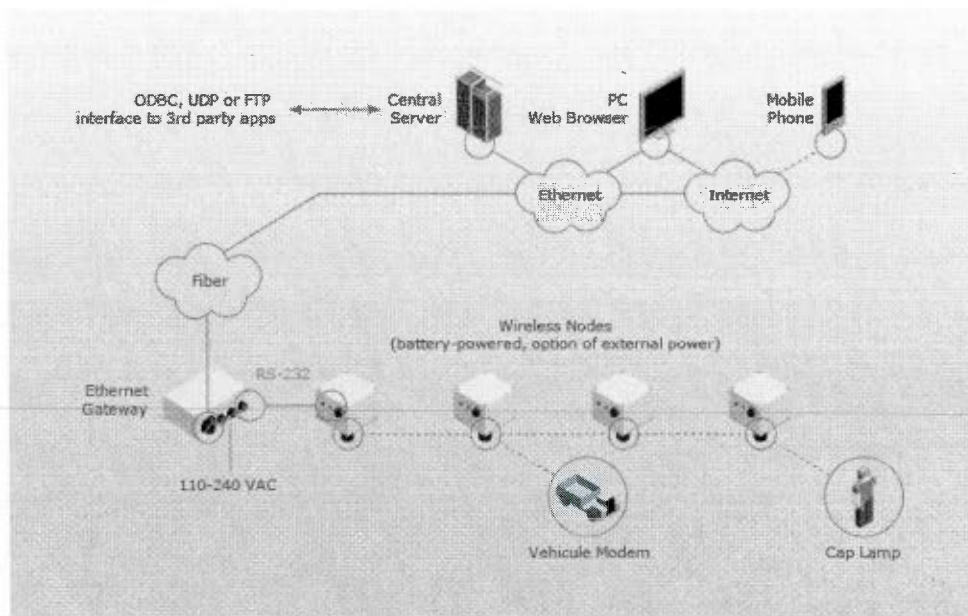


Figure 2.1 Description générale du réseau MineTrax. Source : www.newtrax.com

MineTrax permet de créer une infrastructure réseau (figure 2.1) à partir de dispositifs alimentés par batteries. Un exemple d'un capteur utilisé par NewTrax est illustré à la figure 2.2. La consommation d'énergie de ces dispositifs est si faible que chaque nœud peut fonctionner jusqu'à trois ans sans remplacer les batteries. Le réseau est tolérant aux erreurs (*self-forming, self-reforming and self-healing*) et sert d'infrastructure à la transmission des données pour plusieurs applications, par exemple :

- la surveillance de la qualité de l'air ;
- la localisation de personnel et de véhicules ;
- la radio-communication d'urgence à deux voies ;
- la radio-communication à deux voies après accidents ;
- la ventilation sur demande ;
- les alarmes de proximité et
- la télémétrie pour différents types de capteurs.

MineTrax peut aussi répondre à la demande d'une grande densité de réseau, soit jusqu'à 200 nœuds et plus de 50 sauts (*hops*). MineTrax fonctionne sous forme de système embarqué conçu de façon telle que tous les types de dispositifs dans le système utilisent le même micrologiciel. Par ailleurs, le mode d'exploitation est défini au moment du déploiement.

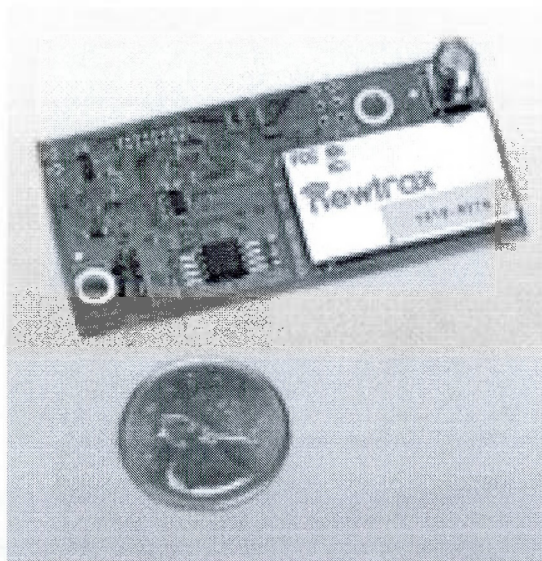


Figure 2.2 Exemple d'un capteur utilisé par le réseau MineTrax. Source : www.newtrax.com

Le microprocesseur Semtech XE1205 dans les capteurs utilise une bande passante de 200 kHz, soit 64 canaux avec une puissance de transmission de 15 dBm et une sensibilité de -108 dBm. Les autres caractéristiques remarquables sont une haute immunité à l'interférence ainsi qu'une faible latence pour chaque saut et un débit supérieur à 1 kbps.

Chaque dispositif de base (station de base) est connu comme étant un NID (NewTrax Infrastructure Device). Dans une situation type, plusieurs NIDs sont déployés dans les tunnels à une certaine distance uns des autres jusqu'à ce qu'un atteigne la surface. Dans le réseau MineTrax chaque NID se trouve dans le rayon de transmission d'un ou de plusieurs NID. Un NID peut être configuré pour fonctionner comme routeur ou comme *leaf node*, ou nœud feuille en français.

Le réseau MineTrax comprend aussi d'autres éléments.

- Le dispositif de localisation de véhicules ou de mineurs : Il s'agit d'un nœud feuille responsable de la réception et de l'acheminement des messages de localisation vers un serveur central.
- La passerelle : elle permet de connecter le réseau sans fil à un autre réseau, habituellement un réseau filière (802.3).
- Le serveur central : il contient une base de données exploitée via une interface graphique qui présente à l'utilisateur l'état du réseau et qui permettre connaître l'état général du réseau ainsi que l'emplacement des véhicules et miniers.
- Le *sinkpoint* : Il permet de connecter le réseau sans fil à la passerelle à l'aide de l'interface RS-232. Un réseau peut avoir plusieurs *sinkpoints* vers le même serveur central.

MineTrax permet de créer un réseau maillé avec les dispositifs NIDs qui sont classés en quatre types :

- L'esclave : un nœud qui demande l'accès à un maître pour lui transmettre des données utiles. Un esclave ne peut avoir qu'un seul maître.
- Le maître : un nœud qui accorde le temps nécessaire à un esclave pour qu'il lui transmette les données utiles dans le canal. Un maître peut avoir jusqu'à 24 esclaves.
- Le maître-esclave : un nœud qui est à la fois maître et esclave.
- Le double-esclave : Un nœud qui est esclave de deux maîtres en même temps.

Seuls les nœuds esclaves peuvent annoncer des services de connexion. Dans un réseau type, il n'y a qu'un seul maître, et c'est le NID avec accès au *sinkpoint*. Pendant le fonctionnement du réseau, les autres nœuds peuvent changer de rôle, soit esclave, maître-esclave ou double-esclave. Les esclaves sont toujours les *feuilles* du réseau.

MineTrax utilise le mécanisme d'accès multiple par répartition dans le temps (TDMA) avec étalement de spectre avec sauts de fréquence (FHSS). Chaque trame est formée de 50 intervalles de temps et chaque intervalle a une durée de 6,86 millisecondes. Soixante-quatre canaux sont assignés pour la transmission des données et appartiennent à une bande comprise entre 902 et 928 MHz. Chaque intervalle de temps d'une trame a un rôle spécifique, par exemple, la transmission des balises, les intervalles d'accès aléatoire, la synchronisation, l'allocation des intervalles et la transmission de données utiles. Certaines tâches sont essentielles à l'exploitation du réseau : ¹

- Le balisage : une chaîne des bits qui permet notamment aux nœuds d'annoncer et de découvrir des esclaves et des services, de synchroniser les nœuds et d'évaluer la qualité du signal. La balise contient des renseignements importants sur le NID émetteur, notamment les données de synchronisation, le

1. En raison des restrictions de propriété intellectuelle, nous avons fait une description très générale de chaque tâche.

mode d'exploitation du NID, les services offerts, le motif RF², la taille des messages, le CRC (Contrôle de redondance cyclique) et la structure des sauts de fréquence. Les fréquences utilisées pour le balisage sont déterminées selon l'identificateur de groupe³ des nœuds. Une balise possède une durée d'un certain nombre intervalles de temps et est envoyée une fois dans chaque trame. Parmi les informations qui la balise contient on peut nommer l'ordre de sauts de fréquence, les bit de synchronisation de l'horloge interne, le type de services qui sont offerts, etc. Seuls les esclaves peuvent envoyer des balises.

- La découverte des nœuds disponibles : c'est la première tâche qu'un nœud exécute au moment du démarrage ou lors de la perte d'une connexion. Les balises sont toujours envoyées dans un groupe spécifique de fréquences (*fréquences de découverte*), permettant à chaque NID d'identifier plus rapidement les esclaves et d'éviter de balayer les 64 fréquences. Au moment du démarrage, le nœud sélectionne l'une des fréquences de découverte et attend une balise. Certains NID sont configurés pour des autres activités que le routage tel que point d'accès aux NVD (*NewTrax Vehicle Device*) et aux NMD (*NewTrax Miner Device*) dans le réseau ; pour indiquer la présence d'un NVD ou NMD dans un secteur des tunnels ou comme frontière virtuelle pour indiquer qu'un NMD ou NVD a traversé la limite d'un secteur dans la mine. Ce mode d'exploitation est connu nœud feuille.
- L'évaluation de la qualité du signal : avant d'envoyer une requête de connexion, un nœud doit évaluer si la qualité du signal vers l'esclave est assez bonne pour maintenir une connexion pendant longtemps avec un faible taux d'erreurs. La balise contient certains renseignements qui permettent aux NID de déterminer la puissance de signal reçu ou RSSI (Indicateur de puissance de signal reçu). En élaborant une liste dans mémoire, un nœud doit déterminer quel esclave

2. Séquence de bits pour identifier le groupe et calculer la puissance de signal.

3. Un groupe est un ensemble des nœuds plus le sinkpoint. Il est possible créer plusieurs réseaux indépendants dans la même mine pour des objectifs différents

parmi ses voisins est à la qualité de signal la plus fiable selon leur RSSI. Cette liste est persistante et sert aussi d'historique pour choisir plus rapidement un nouvel esclave en cas de perte de connexion.

- L'annonce des services : les esclaves peuvent être configurés pour offrir des services spécifiques, permettant ainsi d'éviter la congestion et de hiérarchiser le trafic de certaines applications. Un NID peut être configuré pour offrir uniquement des services de routage, des services de localisation pour NVD, des services de localisation pour les NMD et de point de contrôle.
- Accès au canal d'accès aléatoire (RAC) : lorsqu'un esclave a besoin de transmettre des données utiles vers son maître, il doit envoyer une requête à l'avance au maître. La résolution de contention de plusieurs requêtes vers le même maître est contrôlée à l'aide du système ALOHA à créneaux. Nous verrons ce mécanisme plus en détail dans le chapitre 4.
- La synchronisation : un réseau utilisant TDMA avec FHSS exige que tous les nœuds soient bien synchronisés. La synchronisation est une tâche très importante dans l'architecture physique des nœuds MineTrax et exige une synchronisation d'au moins une fois par trame. Une mauvaise implémentation de l'algorithme de synchronisation peut entraîner une augmentation importante de la latence ainsi qu'une réduction du débit.
- L'allocation des canaux : chaque fois qu'un maître reçoit une requête de transmission, il doit indiquer au nœud esclave quels canaux et intervalles de temps seront alloués à la réception des données. Des sections importantes dans une trame sont consacrées à la transmission des données utiles.
- L'autoformation du réseau : un réseau est considéré comme étant formé lorsque tous les nœuds ont trouvé un chemin vers le *sinkpoint*. Il est possible, et courant, que certains nœuds soient déconnectés et que des sections complètes du réseau perdent leur connexion avec le *sinkpoint*. La reformation est la capacité du réseau à établir de nouvelles connexions entre les NID afin que tous puissent se trouver un chemin vers le *sinkpoint* le plus rapidement possible.
- L'évaluation, la rétention et l'autoguérison des connexions : une fois que deux

noeuds ont établi la connexion (maître-esclave ou esclave-NVD/NMD), les noeuds vont mesurer de façon régulière la qualité de la connexion. Si une connexion ne se trouve pas à l'intérieur des limites acceptables, à cause d'erreurs ou d'un faible RSSI, l'esclave ferme la connexion et essaie de trouver un nouveau chemin vers le *sinkpoint*.

- Le routage : le protocole utilise un mécanisme particulier de construction de tableaux de routage à partir de l'information extraite de la couche de lien des données.

NewTrax utilise deux « trains de balises » pour s'assurer qu'un esclave se connecte avec un maître en moins de 10,96 secondes ($5,488 \times 2$) sans compter les collisions. Le mécanisme de balisage (*beaconing*) est utilisé dans les NID pour s'annoncer. Dans les 64 canaux disponibles, 8 canaux sont utilisés exclusivement pour le balisage. Utiliser 8 canaux permet de réduire le temps de détection d'une balise parce que l'utilisation d'un seul canal pour le balisage peut augmenter le délai d'identification (le temps nécessaire pour établir une connexion) jusqu'à 21,9 secondes. Cette valeur n'est pas acceptable pour détecter les NVD et les NMD.

2.2 Techniques de résolution de contention

Le deuxième volet de notre travail se concentre sur l'utilisation de mécanismes de contention pour résoudre les problèmes de collision dans les réseaux maillés sans fil, et spécifiquement avec l'application d'identification des dispositifs mobiles (*device tracking*) dans les mines souterraines. Plusieurs travaux de recherche ont déjà proposé des solutions pour minimiser la contention dans les réseaux sans fil.

Les auteurs de (Anouar et Bonnet, 2007) mentionnent qu'un facteur clé pour optimiser l'accès aléatoire consiste à trouver un mécanisme de retransmission permettant de maintenir le taux de transmission autour de sa capacité optimale selon que soit la densité de noeuds. Cependant, l'optimalité de ces mécanismes dépend grandement de

la capacité du nœud à connaître ou à estimer l'utilisation du canal . En ce sens les auteurs de (Taifour, Nait-Abdesselam et Simplot-Ryl, 2005) ajoutent que ce facteur clé se trouve dans la taille minimale de la fenêtre de contention.

Pour mieux comprendre l'état de l'art, il faut d'abord classer les mécanismes de contention et, dans notre cas, utiliser la classification établie par (Anouar et Bonnet, 2007) qui divise les protocoles de contention en deux groupes selon le mécanisme de contention utilisé. Dans le premier groupe, on trouve les protocoles dits *aveugles* dont la principale caractéristique consiste à n'utiliser que l'état du canal (libre/occupé) et à détecter les collisions pour calculer la taille de la fenêtre de contention et la valeur du *backoff*.

Par ailleurs, certains protocoles de contention n'utilisent aucun mécanisme pour détecter la porteuse et l'état du canal est donné par la collision même. Le deuxième groupe, connu sous le nom de *solutions cohérents*, englobe les protocoles qui, en plus de la détection de porteuse, se servent de certains paramètres de performance obtenue par la mesure d'autres caractéristiques du réseau pour estimer la taille de la fenêtre de contention et le *backoff*.

2.2.1 Solutions avec l'approche aveugle

Pour déterminer le *backoff*, le protocole à accès multiple par détection de porteuse et évitement de collision (CSMA/CA) sélectionne une valeur aléatoire avec une distribution de probabilité uniforme. Les auteurs de (Pudasaini, Shin et Kim, 2012) ont proposé une variante de CSMA/CA dans laquelle la probabilité de choisir une valeur de *backoff* n'est pas distribuée de façon uniforme parmi tous les intervalles de la fenêtre de contention.

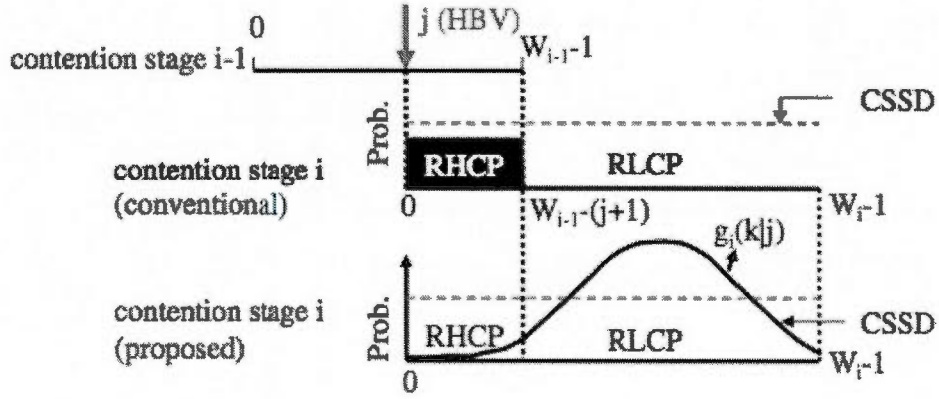


Figure 2.3 Comparaison de la distribution de probabilité uniforme utilisée par CSMA/CA et CSMA/iCA. Source : (Pudasaini, Shin et Kim, 2012)

La forme de la distribution (référé comme CSSD) dans leur algorithme CSMA/iCA utilise une distribution normale doublement tronquée, et les auteurs donnent l'exemple suivant pour démontrer la façon dont la CSSD est adaptée. On suppose un certain nombre de nœuds qui se trouve en contention, quelques nœuds ($G1$) vont choisir le même intervalle de *backoff* T_0 avec $0 \leq CW \leq 31$ et les nœuds restants ($G2$) vont choisir des intervalles $T_x > T_0$. Après la collision, les nœuds $G1$ doublent la taille de CW (algorithme de reprise) et ré évaluent leur *backoff*. À ce moment-là, une partie des intervalles de $G1$ chevauchent la CW de $G2$; pour réduire les probabilités de collision CSMA/iCA ajuste la courbe de probabilité des noeuds $G1$ en collision pour que dans T_1 le sommet de la fonction est le plus loin possible du chevauchement et choisir un intervalle vers fin de la fenêtre de contention. Ainsi, la probabilité que $G1$ sélectionne les mêmes intervalles $G2$ qu'est réduite.

Cet ajustement est fait à l'aide de la dernière valeur de *backoff* et de l'algorithme de reprise pour diviser la courbe en deux régions. La première région, identifiée comme ayant une haute probabilité de collision (RHCP), représente la zone de chevauchement. La deuxième région est connue comme ayant une faible probabilité de collision

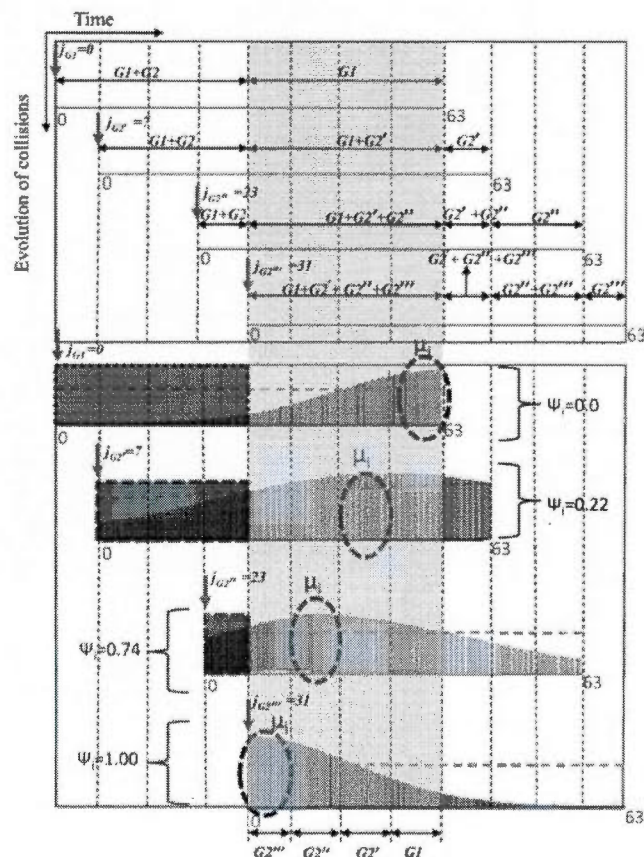


Figure 2.4 Exemple de l'adaptation moyenne de la distribution normale à chaque étape de l'algorithme *iCA*. Source : (Pudasaini, Shin et Kim, 2012)

(RLCP), c'est-à-dire où il n'y a pas de chevauchement (figure 2.3). L'ajustement est fait itérativement à chaque collision en s'éloignant toujours le plus possible du chevauchement.

La figure 2.4 montre la manière dont le sommet de la courbe est ajusté pour $G1$, de façon à ce que la position du nouveau sommet de la distribution soit inversement proportionnelle aux valeurs antérieures du *backoff*, par rapport à la taille maximale de CW antérieur. Cette caractéristique de l'algorithme permet aussi de segmenter les

noeuds de façon implicite afin de réduire encore plus les possibilités de collision.

L'utilisation de distributions de probabilité non uniformes pour éviter des collisions est aussi proposée par les auteurs de (Jamieson, Balakrishnan et Tay, 2006). Cependant, leur algorithme (dit SIFT) utilise une fenêtre de contention de taille fixe, avec une estimation initiale partagée du nombre de voisins. La probabilité de transmission est recalculée chaque fois que le nœud détecte un intervalle vide (aucune transmission) et ce recalcul permet d'augmenter multiplicativement les probabilités de gagner la contention. Les auteurs affirment que cette approche permet de choisir rapidement un nœud gagnant avec des densités variables de nœuds. SIFT utilise la fonction géométrique croissante et tronquée suivante :

$$p_r = \frac{(1-\alpha)\alpha^{CW}}{1-\alpha^{CW}} \cdot \alpha^{-r} \text{ pour } r = 1, \dots, CW$$

où $0 < \alpha < 1$ représente le paramètre de distribution de façon à ce que la probabilité de choix d'un intervalle (p_r) augmente exponentiellement avec l'intervalle (r), c'est-à-dire que plus le temps passe, plus la probabilité de choisir un intervalle de transmission augmente. L'estimation partagée du nombre de nœuds commence par une grande valeur et diminue chaque fois qu'aucun nœud ne transmet dans un intervalle. Cette réduction augmente multiplicativement les probabilités de transmission.

L'algorithme MIMLD (*multiplicative increase multiplicative/linear decrease*) proposé par (Pang et al., 2004) adapte la fenêtre de contention de trois façons selon l'intensité d'utilisation du canal : par réduction multiplicative, par augmentation multiplicative ou par diminution linéaire. Il existe un paramètre nommé CW_{basic} qui sert de point de référence pour déterminer l'intensité d'utilisation du canal. La valeur initiale de CW_{basic} est ajustée de manière à la rapprocher de CW_{min} tel qu'il est établi par 802.11. Pour déterminer le type d'ajustement, l'algorithme analyse les situations suivantes après une transmission réussie :

- La réduction multiplicative : lorsque le nœud réussit à transmettre, et que $CW > CW_{basic}$ l'algorithme suppose que l'intensité du trafic est haute, alors CW est ajustée à la moitié avec une limite inférieure à CW_{basic} : ($CW \leftarrow \max(CW/2, CW_{basic})$).
- La réduction linéaire : si, après une transmission réussie, la fenêtre de contention est $CW \leq CW_{basic}$ donc la CW est réduite de 1 avec une limite inférieure à CW_{min} : ($CW \leftarrow \max(CW - 1, CW_{min})$).
- L'augmentation multiplicative : après une collision, si la fenêtre de contention $CW > CW_{basic}$ alors elle est multipliée par 2. Si $CW < CW_{basic}$ alors ($CW \leftarrow \min\{2 \times \max(CW, CW_{basic}), CW_{max}\}$).

La réduction multiplicative permet de conserver la fenêtre de contention à une taille relativement grande, par rapport à 802.11, et à réduire la probabilité de collisions. Quant à elle, la réduction linéaire permet d'améliorer la performance en gardant la fenêtre de contention petite parce qu'une réduction lente évite des collisions prématurées. Enfin, l'augmentation multiplicative permet de récupérer le système de la *zone critique* lorsque la taille de la fenêtre est trop petite. Les auteurs affirment que cette technique simple à implémenter est capable de s'adapter plus rapidement aux changements de trafic par rapport à 802.11, même si le nombre de nœuds commence à fluctuer considérablement.

Une autre proposition pour adapter la fenêtre de contention vient de (Nasir et Albalt, 2008) qui propose l'algorithme d'adaptation historique du *backoff* (HBAB). HBAB utilise les données de N tentatives de connexion précédentes pour évaluer la fenêtre de contention de telle façon que, si le canal démontre une tendance à être disponible dans les dernières N tentatives de connexion, la fenêtre de contention diminue. Par contre, si la tendance est occupée, la valeur de la fenêtre de contention augmente. HBAB utilise deux paramètres fixes α et β pour calculer la fenêtre de contention. Le tableau 2.1 montre le calcul de la fenêtre de contention, où l'état 0 représente une collision et où l'état 1 représente une transmission réussie (N^2 états).

Les auteurs affirment que HBAB est capable de réduire le délai jusqu'à 50% par rapport à 802.11. Cependant, il est important de noter que les valeurs de α et de β sont assignées de façon arbitraire et l'optimisation de ces valeurs n'est pas abordée dans l'article. Également, les auteurs ne donnent pas de critères pour calculer la fenêtre de contention si le nombre d'échantillons historiques dépasse 2. Une solution similaire est proposée par (Manaseer et al., 2008), avec l'analyse des 5 états précédents ($N = 5$), pour évaluer la façon dont la taille de la fenêtre de contention doit augmenter, soit de façon exponentielle, logarithmique ou linéaire. À chaque collision, la fenêtre augmente de façon exponentielle, tel que 802.11 et, chaque fois qu'une transmission est réussie, la valeur de la fenêtre de contention est retenue dans un tableau $T[i]$.

Lorsque T contient les dernières valeurs de la fenêtre de contention, l'algorithme décide de recalculer la valeur de cette dernière. Si la taille de la fenêtre est très grande, l'augmentation de la fenêtre est faite de façon linéaire. Si c'est le contraire, l'augmentation est logarithmique. Les auteurs affirment que des performances similaires à HBAB sont aussi proposées.

État	calcul de la fenêtre de contention (CW)	Valeur de CW ($\alpha = 1, \beta = 2$)
00	$CW = CW_{old} * (\alpha\beta)$	$2 * CW_{old}$
01	$CW = CW_{old} * (\alpha/\beta)$	$0.5 * CW_{old}$
10	$CW = CW_{old} * (\beta/\alpha)$	$2 * CW_{old}$
11	$CW = CW_{old} * (1/\alpha\beta)$	$0.5 * CW_{old}$

Tableau 2.1 Calcul de la fenêtre de contention pour les algorithmes HBAB avec les deux dernières valeurs historiques. Source : (Nasir et Albalt, 2008)

Ces mêmes auteurs (Albalt et Nasir, 2009) ont proposé un algorithme similaire. Mais, au lieu d'utiliser la constante β , ils utilisent l'état actuel du canal, en conjonction avec les deux valeurs historiques utilisées, pour calculer la valeur de la fenêtre de contention qui est réduite à seulement trois formules :

- $CW = CW \times (\alpha)$, lorsqu'il y a eu une collision et que le canal est alors occupé ;
- $CW = CW_{min}$, lorsque l'historique montre que le canal est libre au moins une fois et que le canal est présentement libre ;
- $CW = CW/(\alpha)$, lorsque le canal est présentement libre, mais qu'il était occupé selon l'historique.

Pour leur part, (Yassein, Manaseer et Momani, 2012) ont proposé un algorithme d'adaptation intelligent du *backoff* (SABA) qui utilise aussi l'approche historique pour établir la taille de la fenêtre de contention, mais avec quelques ajustements. Comme l'algorithme de Manaseer, la taille de la fenêtre de contention est stockée dans un tableau lorsqu'une collision a lieu et, pendant cette étape, la fenêtre de contention est augmentée de façon exponentielle, soit l'algorithme de reprise. Une fois que le tableau est complet (N collisions ont eu lieu), un calcul est effectué pour établir la nouvelle taille de la fenêtre de contention selon les données historiques, et l'algorithme entre dans une deuxième étape où la fenêtre de contention augmente de façon linéaire ou logarithmique, selon un certain seuil établi d'avance. Les données historiques ne sont plus utilisées. Selon les auteurs, ce mécanisme permet d'augmenter la taille de la fenêtre de contention de façon graduelle, ainsi que la performance du réseau.

L'utilisation des données historiques de la taille de fenêtre de contention est aussi explorée par (Razafindralambo et Guérin Lassous, 2009) avec l'algorithme SBA ou (*Simple backoff Algorithm*). La caractéristique la plus importante de cet algorithme est que seulement deux tailles de la fenêtre de contention sont utilisées et sa complexité réside dans la détermination des deux valeurs de la fenêtre de contention qui doivent être utilisées. Certains facteurs sur l'état du milieu sont analysés pendant un certain

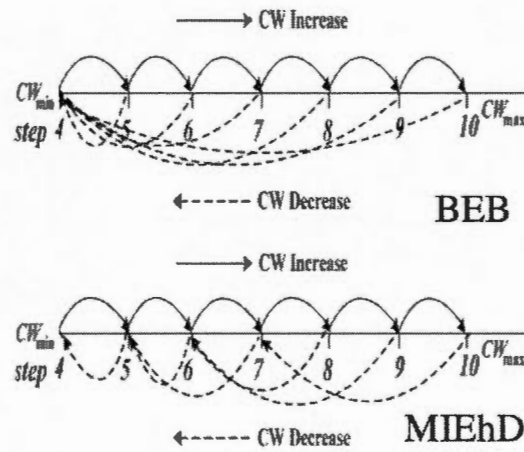


Figure 2.5 Comparaison des mécanismes de *backoff*. Source : (Yunlong et al., 2009)

intervalle (Δ) et quatre valeurs de probabilité sont calculées : le succès, la collision, le canal libre et le canal occupé.

Pour sa part, (Yunlong et al., 2009) proposent le calcul du *backoff* de façon dynamique à l'aide de factorielles. Leur algorithme MIEhD (*Multiplicative Increase Exponential-half Decrease*) détermine que, lorsqu'il y a une collision, la taille de la fenêtre de contention doit augmenter. Cependant, si une transmission est réussie, la valeur du *backoff* (X) est indiquée par la formule suivante $X = CW_{min}! + INT(\frac{CW_{actuel!} - CW_{min}!}{2})$. La figure 2.5 montre la diminution graduelle du *backoff* par rapport à l'algorithme de reprise.

Des idées similaires ont aussi été abordées par (Chatzimisios et al., 2005) avec l'algorithme DIDD (*double Increment double Decrement*) et pour (Ke et al., 2009) avec EIED (*Exponential Increase Exponential Decrease*). De façon générale, on propose d'augmenter ou de réduire la fenêtre de contention avec variations de la fenêtre de contention actuelle, selon une certaine formule.

2.2.2 Les solutions cohérents

Un hybride des algorithmes aveugles et des techniques cohérents pour adapter la taille de la fenêtre de contention est proposé par (Khamayseh et al., 2011) avec l'algorithme SRB (*Square Root Backoff*) qui est combiné avec le recul linéaire (LB) et l'algorithme de reprise. SRB propose le calcul de la racine carrée du *backoff* comme base pour calculer la fenêtre de contention CW : $(BO)_{new} = (BO)_{old} + (\text{sqrt}(BO)_{old} * \text{Random}(1 : N))$. Selon eux, cette approche permet d'éviter les fluctuations significatives de la fenêtre de contention et ils ont fixé la valeur de N comme étant une constante arbitraire. Des tests effectués par les auteurs avec de multiples combinaisons de densités et de vitesses du réseau suggèrent que, de façon générale, la valeur idéale pour N est 10.

Les auteurs de (Khamayseh et al., 2011) reconnaissent que SRB n'est pas performant dans tous les cas et ont proposé de le combiner avec un algorithme adaptatif qui soit capable de choisir un calcul convenable (SRB, LB ou BEB) selon les conditions du réseau. Ce choix s'effectue en deux phases. La première phase (*hors ligne*) consiste à générer des *gabarits* pour représenter toutes les combinaisons possibles des états du réseau, selon la mobilité et la densité du réseau, où chacune est associée à un des algorithmes. La deuxième phase (*en ligne*) est exécutée en trois étapes. La première étape (*scanning*) consiste à recueillir des renseignements sur l'état du réseau. Lors de la deuxième étape (*classifying*), les renseignements recueillis sont utilisés pour trouver un *gabarit* qui correspond à l'état actuel du réseau. Enfin, pendant la troisième étape (*Rule Based Selector*), l'algorithme associé est exécuté.

Pour (Taifour, Nait-Abdesselam et Simplot-Ryl, 2005), la taille minimale de la fenêtre de contention est un facteur essentiel pour la performance de l'accès au canal. Ainsi, il propose l'algorithme de contention NBA pour ajuster CW_{min} , selon la densité N du réseau. Les auteurs ont conclu que la taille idéale est donnée par $CW_{min} = \alpha N + \beta$, mais ils supposent que les nœuds sont capables de reconnaître la valeur de N .

Plusieurs algorithmes proposés dans les solutions cohérents partent de l'idée que, pour calculer correctement la taille de la fenêtre de contention, il faut d'abord obtenir le nombre des nœuds dans le domaine de contention. (Bianchi, 2000) a proposé une formule qui permet de calculer la probabilité (τ) de transmission d'un nœud à un certain intervalle. Cette probabilité est exprimée en tant que fonction de la probabilité que survienne une collision à un moment donné (p_c) :

$$\tau = \frac{2(1-2p_c)}{(1-2p_c)(CW_{min}+1)+p_cCW_{min}(1-(2p_c)^m)}$$

et la probabilité de collision (p_c) peut être exprimée comme étant une fonction de (τ) et d'un nombre de nœuds (n) tel que :

$$p_c = 1 - (1 - \tau)^{n-1}$$

avec cette formule, le nombre de nœuds peut aussi être exprimé comme étant une fonction de la probabilité de collision (Toledo, Vercauteren et Xiaodong, 2006) :

$$n = f(p_c) = 1 + \frac{\log(1-p_c)}{\log(\tau)}$$

Bianchi propose également une formule pour calculer la probabilité de collision à chaque intervalle (y_t) :

$$y_t = \sum_{i=(t-1)B}^{tB-1} C_i,$$

où B représente le nombre d'intervalles qui compose l'observation et $C_i = 0$ si le i -ième intervalle est vide, ou correspond à une transmission réussie (pas de collision), ou $C_i = 1$ qui correspond à une collision.

Ces idées ont été révisées par (J. Barcelo, 2008) qui a conclu qu'un calcul optimal de la probabilité de collision est presque indépendant du nombre de stations. Il a observé que cette probabilité optimale est presque constante et peut être exploitée

pour augmenter l'efficacité du réseau (figure 1.4). Ses conclusions sont à la base de l'algorithme *DP-Persistent CSMA* qui consiste à ajuster graduellement la probabilité de transmission (τ) de chaque nœud pour s'approcher de la probabilité optimale de collision (P_c^T). Premièrement, une estimation de la probabilité de collision est obtenue comme la moyenne mobile exponentielle⁴ des collisions précédentes dans le canal (\hat{P}_c). Une fois qu' \hat{P}_c est calculé la valeur est comparé vers la probabilité de collisions dans le nœud destin (P_c^T) de telle façon que $\tau \leftarrow MIN[\tau + \alpha(P_c^T - \hat{P}_c), \tau_{max}]$ si $\hat{P}_c < P_c^T$ ou $\tau \leftarrow \frac{\tau}{1 + \mu(\hat{P}_c - P_c^T)}$ en cas contraire. Les valeurs α et μ sont des constantes qui servent à augmenter ou à réduire la valeur de τ et les auteurs signalent que ces valeurs doivent être ajustées de façon arbitraire. Les auteurs suggèrent l'utilisation de valeurs spécifiques $\alpha = 0,01$ et $\mu = 0,05$ pour éviter la perte de performance due aux oscillations de τ .

Pour leur part, (Rao et Marandin, 2006) proposent une variante dont la limite inférieure de la fenêtre de contention CW_{min} est définie par le routeur, selon la charge de trafic générée par chaque nœud. Les nœuds qui contribuent davantage à la charge de trafic auront des périodes de *backoff* plus longues par rapport aux nœuds qui contribuent moins au trafic. Cette approche permet d'équilibrer le trafic et de réduire les collisions.

Le routeur doit évaluer la contribution de chaque nœud à intervalles réguliers et ajuster la valeur CW_{min} de certains nœuds si la distribution n'est pas uniforme. Cet ajustement se décline en trois phases : l'analyse, la décision et l'implémentation. Dans la phase d'analyse, le routeur observe le trafic généré par chaque nœud, durant le temps écoulé entre deux ou plusieurs balises⁵. Lorsque la période d'analyse est terminée, le routeur détermine quels nœuds doivent augmenter ou réduire leur CW_{min} .

4. La moyenne glissante est un calcul statistique qui permet d'obtenir la tendance d'une série ordonnée de données en supprimant les fluctuations transitoires et permet aussi d'obtenir une tendance à long terme. La moyenne mobile exponentielle est un type de moyenne glissante qui donne plus de poids aux données plus récentes, mais sans négliger complètement les valeurs historiques.

5. Période d'analyse.

Cette méthode nécessite l'ajout de certains champs à la balise pour indiquer quels nœuds doivent augmenter ou diminuer CW_{min} . Chaque balise peut contenir jusqu'à 8 adresses et implique l'ajout de jusqu'à 17 octets à la balise. La limite de la taille de la balise est un désavantage de cette technique. De plus, les possibilités d'utiliser les données utiles de la balise à d'autres fins sont considérablement réduites.

Pour (Cho et al., 2006), l'efficacité énergétique est une priorité, et ils ont proposé une taille de fenêtre de contention basée sur la quantité d'énergie restante de chaque nœud. Dans leur algorithme, les nœuds sont classés en quatre niveaux selon la quantité d'énergie disponible. Ceux ayant le plus d'énergie disponible se disputent plus souvent l'accès au milieu, en comparaison aux nœuds ayant moins d'énergie. Les auteurs affirment que cette méthode permet distribuer de façon équitable la consommation d'énergie parmi les nœuds et d'éviter la partition du réseau à cause de la perte prématurée de nœuds intermédiaires.

La théorie des jeux est très utile dans des situations de conflit et de coopération. Dans le contexte des réseaux sans fil, chaque nœud devient un joueur qui gagne s'il arrive à transmettre un paquet. Pour gagner, chaque nœud doit décider son mouvement (transmettre ou non) selon une série de stratégies (fonction de gain). Les jeux peuvent être classés comme étant coopératifs ou non coopératifs, c'est-à-dire lorsque les nœuds partagent leur perception du jeu pour sélectionner la meilleure stratégie (équilibre). Un jeu est tout aussi complet si chaque joueur connaît tous les renseignements sur les stratégies et les caractéristiques de ses opposants, mais, dans les réseaux sans fil, un jeu complet est très difficile à implémenter.

L'utilisation de la théorie des jeux pour calculer le nombre de nœuds dans le réseau est proposée par (Liqiang, Jie et Hailin, 2008) par un jeu coopératif incomplet à deux joueurs⁶ pour établir la taille minimale de la fenêtre de contention et réduire les proba-

6. Le joueur 1 représente le nœud qui fait le calcul et le joueur 2 représente le reste des nœuds.

bilités de collision.

Comme on peut l'observer, chaque méthode présente des avantages et des désavantages, et chaque algorithme est conçu pour bien se distinguer dans certains scénarios qui favorisent son efficacité. Cependant, il est compliqué de savoir si, dans d'autres circonstances, ces performances demeureront aussi élevées que ce que prétendent les auteurs. (Pang et al., 2004) mentionne que les algorithmes des solutions cohérents utilisent des mécanismes complexes pour mesurer les environs et les conditions du canal qui génère une consommation additionnelle d'énergie, consommation qui est déjà très limitée dans les réseaux maillés. Par ailleurs, il affirme que, dans certains cas, certains algorithmes peuvent s'illustrer de manière plus négative encore que DCF. Dans ce contexte, nous proposons de combiner certaines idées présentées ici pour vérifier s'il est possible d'améliorer l'efficacité des algorithmes dans certaines applications des réseaux MANET, comme l'identification de dispositifs dans les mines souterraines *device tracking*.

CHAPITRE III

CONTRIBUTION 1 - SIMULATION ET ÉVALUATION DE PERFORMANCE DES RÉSEAUX MAILLÉS SANS FIL

3.1 Introduction

Notre travail de recherche aborde l'étude de la performance des réseaux sans fil dans les mines souterraines, et cette contribution se divise en deux parties. La première consiste à analyser la performance des réseaux sans fil souterrains par la création d'outils de mesure de performance, et la deuxième partie vise à identifier des facteurs contribuant à la perte de performance d'une application spécifique de ce type de réseau et propose des mécanismes d'amélioration.

Notre travail de recherche a été élaboré dans le cadre d'une entente de collaboration signée entre l'UQAM et l'entreprise québécoise NewTrax en février 2013. Cette entreprise spécialisée dans le domaine des réseaux pour les mines souterraines produit des dispositifs pour déployer des réseaux sans fil et des logiciels de contrôle, ainsi que des applications spécifiques comme des outils de télémétrie, de localisation de personnel et de véhicules, de ventilation sur demande, de communication d'urgence et de contrôle de la production. La technologie sans fil développée et brevetée par Newtrax est connue sous le nom de *MineTrax* et est le principal produit de l'entreprise.

Ce chapitre est divisé en deux sections ; la première présente les paramètres de performance à mesurer, identifiés dans le protocole MineTrax, les objectifs de notre outil

d'évaluation de performance, les détails de la conception ainsi que les résultats obtenus. La deuxième partie s'interroge sur la proposition pour améliorer le mécanisme de résolution de contention. Elle inclut une description du modèle étudié, d'algorithmes évalués ainsi que des modifications que nous avons apportées.

3.2 Évaluation de performance des réseaux sans fil dans les mines souterraines

Le premier volet de notre travail de recherche consiste à identifier et à analyser les paramètres de performance des réseaux sans fil par le développement d'un outil d'évaluation de performance et, en prenant comme cas d'étude, le protocole MineTrax.

MineTrax sert d'infrastructure de communication pour certaines applications. Certaines couches de la pile de protocoles, comme dans le cas de la couche de transport et du lien des données ont été construites pour répondre aux besoins spécifiques de certaines applications sans respecter complètement les normes du modèle OSI et certaines fonctions ne permettent pas d'identifier leur couche. Cette situation rend impossible l'analyse distincte de chaque couche de la pile de protocoles pour identifier les anomalies qui réduiront la performance de chacune d'elles. Nous avons déterminé que pour évaluer la performance de la pile de protocoles, il est nécessaire d'évaluer la performance des tâches effectuées par le protocole. Nous avons identifié les tâches suivantes comme essentielles à la performance générale du système :

- la formation et la reformation du réseau ;
- le transport de données utiles vers le *sinkpoint* ;
- le rétablissement des connexions ;
- l'identification des NVD et NMD (nœuds mobiles) ;
- la construction des routes ;
- les mécanismes de mesure de qualité du signal et
- la diffusion et la diffusion multiple.

Pour chacune des tâches, certains paramètres de performance doivent être évalués. Comme nous l'avons déjà mentionné, le domaine minier est très complexe, et l'évaluation de performance des protocoles de communication, de façon générale, est impossible. Pourtant, le service d'assurance de qualité de NewTrax a identifié certaines situations qui visent à :

- vérifier que les tâches minimales sont exécutées par le protocole grâce à la simulation des tâches habituelles dans la mine ;
- simuler des conditions anormales de trafic qui ont déjà été affrontées par le passé ;
- simuler des conditions extrêmes que le protocole pourrait affronter ;
- établir des limites d'exploitation et
- vérifier que le produit respecte les normes des pays où les dispositifs sont déployés.

Nous avons identifié que certaines variables, pendant la simulation, sont essentielles au rétablissement des paramètres de performance et qu'elles doivent être récoltées constamment pendant la simulation. La cueillette de ces variables est effectuée par la génération des événements dans le simulateur. Les variables identifiées sont les suivantes :

- le délai de connexion entre deux NID ;
- le délai d'identification des nœuds avec et sans trafic ;
- les connexions perdues ;
- les pulses¹ expirés ;
- le RSSI ;
- les mobiles non identifiés ;
- la vitesse de formation et de reformation ;

1. Une pulse est un signal envoyé pendant la connexion pour déterminer si un nœud est encore disponible.

- l'existence des chemins vers le *sinkpoint* et
- le nombre de retransmissions.

Après discussions avec l'équipe d'assurance de la qualité de l'entreprise Newtrax, nous avons décidé que les paramètres de performance minimale sont les suivants :

- le délai total de connexion par nœud ;
- la performance de la connexion des NID ;
- le taux de perte des liens ;
- le taux de déconnexions des NID ;
- la reformation du réseau ;
- la reconstruction des routes vers le *sinkpoint* ;
- le taux de retransmissions ;
- la performance pour le transport de données utiles ;
- la latence pour la connexion des NID ;
- la performance de la diffusion et de la diffusion multiple et
- la performance des pulses.

Une fois les scénarios et les paramètres de performance identifiés, nous avons développé un outil pour mesurer, de façon quantitative, la qualité de la pile de protocoles. Cet outil permet d'automatiser l'exécution des tests, le calcul des paramètres de performance et la présentation des résultats, dans certains scénarios et certaines applications. L'outil a été développé selon certaines spécifications :

- Suivre le modèle d'automatisation des tests déterminé par NewTrax. Ce modèle comprend l'utilisation des langages de script PERL et BASH ;
- Ubuntu Linux comme plate-forme de développement ;
- OMNeT++ comme outil de simulation ;
- Postgre SQL comme SGBD et plate-forme de stockage de données ;

- jqPlot comme plate-forme graphique pour générer des graphiques de statistiques.

3.2.1 Description de l'outil d'évaluation de performance

L'outil TraxQam est divisé en trois modules principaux. Le premier est le module de simulation qui est responsable de l'exécution des simulations pour un groupe bien identifié de scénarios. Par la suite, il fait une analyse « post-mortem » de ces simulations, ce qui permet d'évaluer la performance. Le module de simulation comprend une série de scripts qui automatise l'exécution des simulations. Cette approche avait déjà été utilisée auparavant par Newtrax pour tester le micrologiciel. Nous avons repris ce principe ainsi qu'une partie du code existant pour l'adapter au nouveau modèle. La figure 3.1 montre les composants et l'interaction des modules.

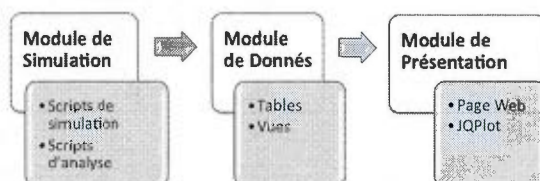


Figure 3.1 Modèle conceptuel de la solution proposée dans le projet TraxQam

Le manque d'intégration et la redondance sont certains des désavantages du modèle antérieur. Pour ce projet, nous avons utilisé un modèle d'analyse de simulation centralisé qui permet de réduire la complexité du code et de faciliter son entretien. La plupart des formules de calcul² des paramètres de performance ont été préservés dans le nouveau modèle. Ce dernier décrit ces paramètres de façon beaucoup plus approfondie et détaillée, ce qui permet d'exploiter les résultats de simulation de plusieurs façons, par exemple, calculer de nouveaux paramètres de performance sans avoir besoin d'exécuter

2. En raison des restrictions de propriété intellectuelle, nous avons omis les détails de calcul des métriques de performance.

de nouveau les simulations, remodeler les formules existantes de performance, etc. Le modèle de simulation a aussi été conçu pour faciliter l'ajout et l'identification de nouveaux paramètres de performance dans les fichiers log des simulations et, par la suite, pour accélérer l'ajout de nouveaux tests. Le module de présentation comprend une série de scripts Perl et BASH qui automatisent l'exécution des simulations. Leur objectif est de générer les données requises par le module de présentation.

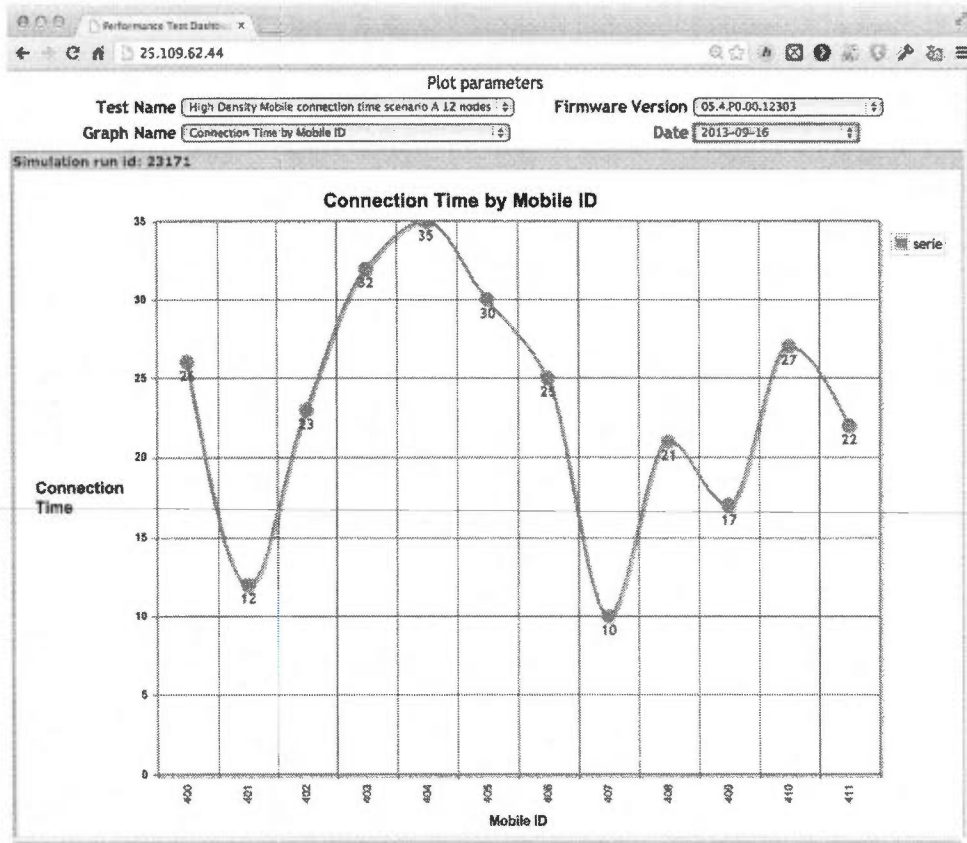


Figure 3.2 Exemple de l'interface Web de l'outil TraxQam

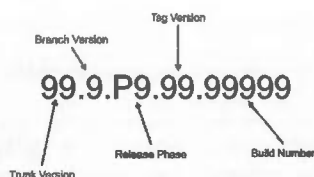
Le module de présentation comprend l'interface de l'utilisateur sous la forme d'une page Web. La figure 3.2 montre une capture d'écran du module de présentation. L'interface a été développée avec PHP et Java et exécutée dans un service Apache. Le module utilise le cadre d'application *jqPlot* pour montrer les renseignements statistiques. Selon les exigences de Newtrax, le module de présentation est resté le plus simple possible

pour faciliter son intégration à d'autres outils déjà existants.

Enfin, le module de données contient tous les renseignements provenant de l'analyse des simulations. La base de données est alimentée par le module de simulation et, par la suite, les données sont filtrées et recalculées pour les envoyer vers le module de présentation.

3.2.2 Le module de simulation

Les ingénieurs de développement utilisent un processus de création de fichiers binaires dans lequel chaque compilation génère la version du micrologiciel qui peut être installée dans le dispositif, mais aussi une version compilée du simulateur OMNeT++ avec les dernières modifications. Ce processus de compilation du simulateur est automatisé et transparent pour les développeurs. Le nom de chaque fichier binaire exécutable du simulateur indique la version qui correspond au code interne. La nomenclature des binaires est exposée dans la figure 3.3. Le code de la version est divisé en 2 parties. La première partie représente la version principale (*trunk version*) et la version mineure (*branch version*) livrée aux clients. Chaque nouvelle version publique du logiciel doit être développée en phases (*release phase*) selon la complexité des modifications ; chaque phase peut avoir certaines versions (*tag version*). Chaque fois que le micrologiciel est compilé, la version de compilation (*build number*) augmente en 1 et une nouvelle version est compilée au moins une fois par jour. Le département d'assurance qualité décidera quelle version du logiciel est suffisamment stable pour être livré aux clients.



Le module de simulation exécute toutes les versions compilées du simulateur pour chacun des tests préconfigurés. Par la suite, une analyse des fichiers log résultant de la simulation procède à l'extraction des données nécessaires pour calculer³ les métriques de performance. À la différence de l'approche utilisée précédemment, où le calcul des métriques était fait à la volée (*on the fly*), TraxQam enregistre dans la base des données l'information nécessaire pour calculer les métriques de performance. Cette approche permet de réutiliser les données pour calculer de nouvelles métriques ou pour modifier les formules de calcul des métriques, sans qu'il ne soit nécessaire d'exécuter la simulation de nouveau. Il est important de clarifier que les fichiers log ne sont pas conservés en raison de leur taille (plusieurs dizaines de méga-octets par simulation) et que plus de 90% des données à l'intérieur n'ont aucune utilité.

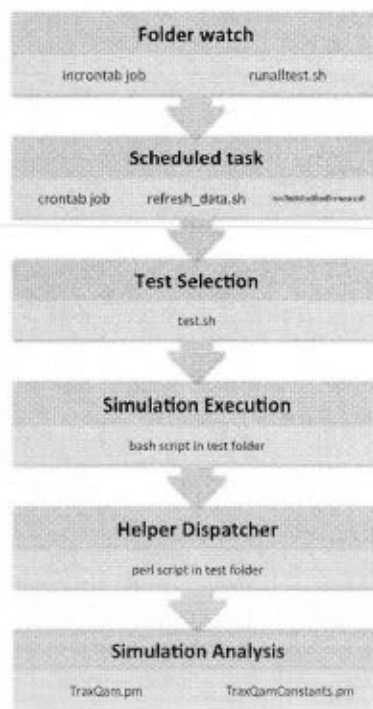


Figure 3.4 Tâches principales du module de simulation

3. Le module de données est responsable du calcul des métriques de performance

La figure 3.4 montre en détail les tâches principales du module de simulation. Ces tâches sont comprises dans trois principaux processus. Le processus de balayage de dossiers est exécuté par un service du système (*daemon*) qui surveille les dossiers où les fichiers binaires de simulation sont placés. Chaque fois qu'un nouveau fichier binaire est généré, un script BASH est exécuté. Le script est responsable de la file d'attente d'exécution de tous les fichiers binaires. L'exécution des tests de chaque fichier binaire peut prendre plusieurs heures et plusieurs fichiers binaires peuvent être compilés sur une même journée. Une exécution séquentielle des simulations empêche de surcharger les ressources du serveur.

Le processus d'exécution surveille la file d'attente et exécute les tests de chaque fichier binaire. Le processus peut être effectué manuellement dans le cas où certains tests d'un fichier binaire en particulier doivent être exécutés immédiatement. Le tableau 3.1 montre les tests exécutés pour chaque binaire.

En raison des restrictions de confidentialité et de propriété intellectuelle, les détails du calcul des métriques ne sont pas abordés ici. Une fois la simulation terminée, le processus d'analyse détermine quels événements doivent être extraits des fichiers de simulation. Les événements sont associés à une variable spécifique et quantifiable, par exemple, la confirmation de la localisation, le nombre de NID identifiés ou non identifiés, le RSSI, le délai de connexion, la retransmission, les zones où le NVD/NMD entre ou sort et la confirmation des messages. Ces données sont connues dans TraxQam comme étant des *champs descripteurs d'événements* ou EFD. Plusieurs tests utilisent les mêmes EFD.

Nom du test	Description du test
Localisation des mobiles	Vérifier que chaque NVD/NMD soit identifié par tous les NID. Ce test est exécuté pour un nombre particulier de nœuds (densité). Un test peut être configuré pour évaluer plusieurs densités.
La Ciénaga	Les ingénieurs de NewTrax ont enregistré les déplacements réels de mineurs dans une mine d'extraction située au Mexique. Le test vise à répéter l'expérience dans le simulateur.
Sanity	Il exécute une série de tâches de base qui permettent de savoir si les fonctionnalités fondamentales de MineTrax sont toujours correctes. Ces tâches de base sont la vérification des liens, le sondeur PING, la resynchronisation et la vérification de pulse/heartbeat.
Localisation	Vérifier si tous les NVD/NMD ont été identifiés par tous les NID.
Localisation avec trafic	Vérifier que tous les NVD/MVD sont identifiés pendant que des données utiles sont transmises dans le réseau.
Valeurs RF	Mesurer les valeurs de RSSI et par rapport aux valeurs attendues dans le NID.
Délai avec haute densité	Mesurer le délai de connexion lorsqu'une grande quantité des nœuds et NVD (haute densité) se trouvent dans le rayonnage d'un NID au même temps.

Tableau 3.1 Liste des tests exécutés par TraxQam.

3.2.3 Le module de présentation

Ce module est divisé en deux parties : le site Web et le moteur générateur d'histogrammes. Le site Web a été programmé en PHP, JavaScript et JQuery et les interfaces sont très simples. Elles contiennent seulement quatre listes de sélection qui permettent à l'utilisateur de restreindre la portée des renseignements statistiques qu'il veut voir

unités de mesure, etc. Le calcul des métriques de performance est effectué avec l'aide des vues matérialisées qui sont régénérées régulièrement. Nous avons décidé de stocker le plus d'EFD possibles ainsi d'éviter de faire des calculs sur ces éléments avant de les stocker. Même si cela représente beaucoup de données stockées, la flexibilité justifie le volume supplémentaire. La figure 3.5 montre le modèle relationnel de la base de données.

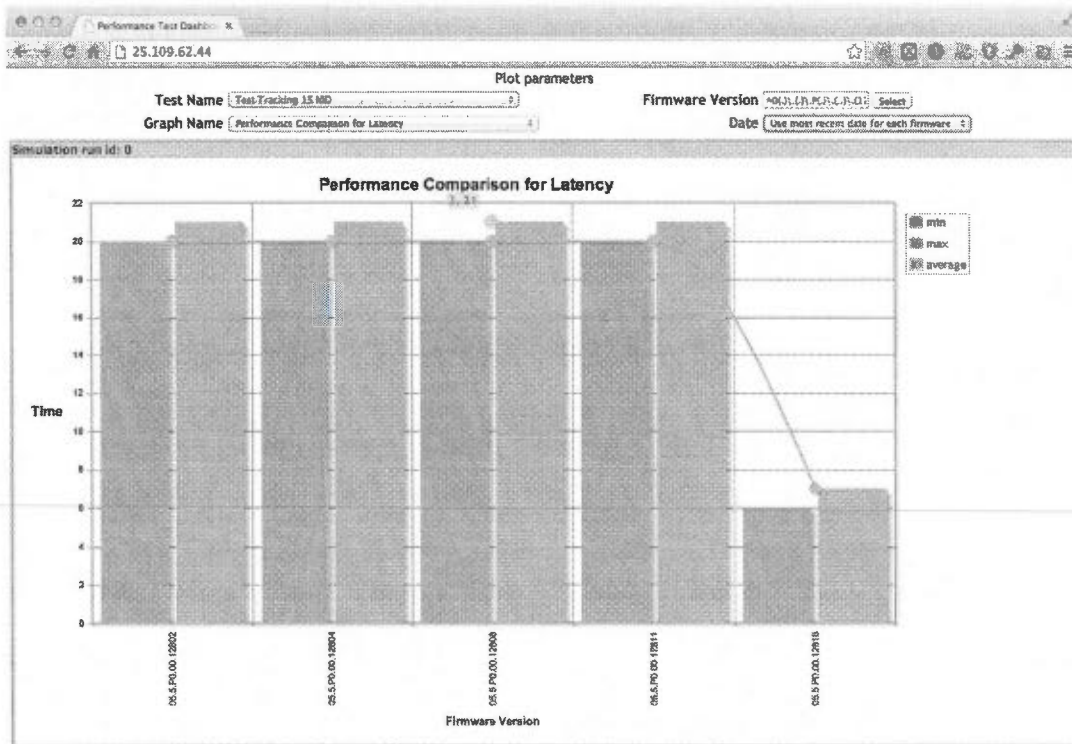


Figure 3.6 Exemple de l'évaluation de performance pour la latence. L'image montre la comparaison des performances des versions spécifiques du micrologiciel.

3.2.5 Résultats obtenus

L'outil découlant de notre travail d'évaluation de performance peut déterminer la performance de chaque version de MineTrax et les comparer pour trouver des différences. Un exemple des résultats est montré dans la figure 3.6 qui montre les résultats de compa-

raison de latence pour un scénario en particulier ; les barres cyan et orange représentent le minimum et le maximum de latence obtenu parmi les 15 noeuds pour un groupe particulier des versions du micrologiciel. L'outil peut être configuré pour comparer plusieurs en même temps pour permettre au département d'assurance qualité isoler des problèmes parmi des versions.

Notre outil peut également démontrer les valeurs de performance pour des versions spécifiques de MineTrax et des paramètres spécifiques de performance. Cette caractéristique permet au service d'assurance de qualité de déterminer quelles versions ont commencé à démontrer une réduction de performance et d'en informer le service du développement. La figure 3.7 montre la performance de la variable x pour une version spécifique du système. Notre outil est aussi conçu pour faciliter l'ajout de nouveaux tests.

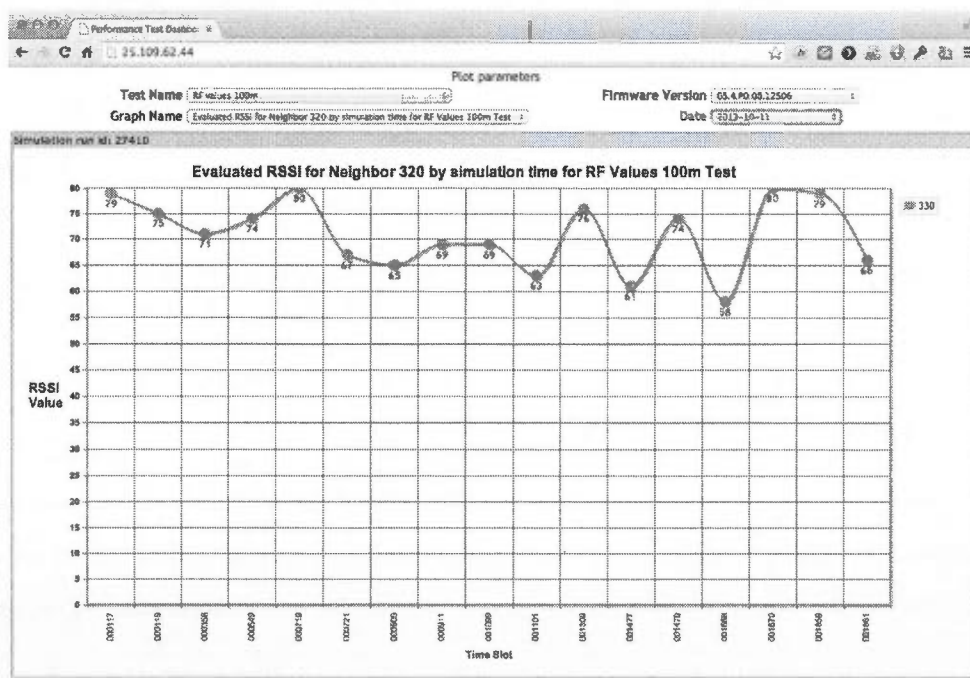


Figure 3.7 Exemple de l'évaluation de performance de mesure du RSSI du logiciel, pour une version et un scénario en particulier.

Lorsque notre outil a été mis en œuvre, nous avons identifié une série d'anomalies présentes dans le système. Nous avons détecté que la plupart de ces anomalies sont présentes dans le système dans certaines situations très particulières. Les données obtenues avec notre outil ont été utiles aux services de génie et de développement pour identifier les sections du code à modifier. En raison des restrictions de confidentialité imposées par NewTrax, mais aussi parce que cela ne fait pas partie des objectifs de notre travail, nous ne montrerons pas dans ce document tous les résultats d'analyse obtenus. Cependant, parmi les anomalies détectées, nous nous sommes intéressés à une en particulier. Cette dernière est liée au mécanisme de résolution de contention des nœuds, et nous procéderons à son analyse détaillée dans le prochain chapitre.

Dans cette section, nous avons présenté le premier volet de contribution qui est lié à l'évaluation de performance des réseaux maillés dans les mines souterraines. Nous avons commencé par décrire les principales tâches qui affectent la performance du système MineTrax. Puis, nous avons énuméré les facteurs qui interviennent dans la performance d'un réseau maillé sans fil et avons énuméré chacun des paramètres de performance identifiés. Par la suite, nous avons décrit un outil que nous avons développé pour évaluer ces paramètres de performance et, enfin, nous avons décrit, de façon générale, les principaux composants de notre outil et les tâches de chacun de ces composants. Dans le prochain chapitre, nous détaillons l'une des anomalies détectées dans le système MineTrax et son impact sur la performance de l'application d'identification des nœuds. Nous proposerons aussi des solutions pour minimiser la contention et le délai.

CHAPITRE IV

CONTRIBUTION 2 - LA RÉOLUTION DE CONTENTION DANS LES RÉSEAUX MAILLÉS SANS FIL

4.1 Identification d'anomalies

L'étude du protocole MineTrax nous a donné l'occasion d'étudier de près la plupart des éléments qui interviennent dans l'exploitation d'un réseau, leur interaction et comment ces éléments améliorent ou influencent la performance globale du système. Nous avons aussi identifié quelques anomalies qui nuisent de façon importante à la performance de ce type de réseau.

L'une des anomalies qui a attiré notre attention est liée à l'application qui permet de localiser les ouvriers et les véhicules dans la mine. Le processus d'identification est essentiel pour éviter les accidents. Ce processus est aussi utilisé comme point de référence pour localiser les mineurs en cas d'effondrements. Nous avons identifié la contention dans la couche MAC comme étant le facteur le plus important lié à la performance de l'application. Lorsqu'un grand nombre de mineurs (NMD) ou de véhicules (NVD) se déplacent dans un tunnel, la contention des nœuds est tellement grande que les routeurs (NID) sont incapables d'identifier les nœuds mobiles dans un intervalle de temps acceptable.

Dans le contexte de l'application, un modèle efficace permettrait de résoudre la contention rapidement et simplement, à l'aide d'une technique aveugle. Le délai de connexion

pendant l'identification est une métrique de base pour mesurer cette caractéristique. Le deuxième volet de notre contribution vise à évaluer certains mécanismes de résolution de contention proposés par d'autres travaux de recherche et à les adapter à l'application spécifique d'identification des nœuds mobiles. Les solutions présentées dans ce travail permettent de réduire la contention par rapport au mécanisme utilisé actuellement par Newtrax. L'implémentation de ces algorithmes nous a permis d'identifier certains facteurs clés du processus, notamment l'équité (*fairness*) et la consommation d'énergie.

Pour atteindre notre objectif, nous avons exécuté certaines activités. Tout d'abord, nous avons identifié des propositions dans le domaine de la recherche qui pourraient être reformulées dans le contexte des réseaux maillés sans fil situés dans les mines. Ensuite, nous avons évalué la performance des mécanismes trouvés en comparaison avec ceux utilisés par MineTrax.

Considérons un système de communication sans fil formé d'un nœud de base et de N dispositifs mobiles. Chaque dispositif est composé d'une radio émettrice/réceptrice. Les dispositifs mobiles sont déployés dans une même région géographique. Nous considérons que le temps est divisé en intervalles selon un modèle classique TDMA. Nous avons également supposé que le FSHSS est effectué de façon automatique par le réseau.

Chaque radio est capable de transmettre et de recevoir des signaux, mais pas en même temps. Le fait que l'énergie est disponible de façon virtuellement *illimitée* dans les dispositifs mobiles est un aspect important que nous avons considéré pour notre proposition, et nous avons exploité cette caractéristique dans nos algorithmes. Les radios sont toujours en mode de réception sauf au cours des périodes de transmission.

Pour nous rapprocher des conditions réelles du réseau, nous avons utilisé certains paramètres également utilisés par MineTrax. Le modèle d'évanouissement de Raleigh est un de ces paramètres. Ce modèle a été conçu pour permettre de représenter de façon approximative, les conditions de propagation et d'évanouissement dans un milieu

urbaine. Des tests conduits par NewTrax pendant le développement initial du produit ont démontré que dans le contexte applicatif de MineTrax qui utilise des radios avec une puissance de 250mW, le modèle Raleigh se comporte de façon très semblable aux conditions dans une mine souterraine. Le tableau 4.1 montre en détail les paramètres utilisés pour la simulation de notre modèle.

Paramètre	Valeur
Bruit thermique	-100 dBm
Sensibilité de l'antenne	-108 dBm
Puissance de transmission (émission)	250 mW
Temps de commutation TX à Rx	0,000012 sec.
Temps de commutation Tx à Sleep	0,000032 sec.
Temps de commutation Sleep à Rx	0,000102 sec.
Temps de commutation Sleep à Tx	0,000203 sec.
Fréquence	902 MHz
Puissance de réception (consommation)	60 mW
Durée de chaque intervalle (<i>timeslot</i>)	0,00686 sec.
Nombre d'intervalles par trame	50
Nombre d'intervalles pour la balise par trame	1
Nombre d'intervalles pour l'annonce par trame	1
Nombre d'intervalles pour la confirmation (AR) par trame	1
Modèle d'évanouissement	Rayleigh (Jakes)
Nombre de chemins d'évanouissement	3
Nombre de simulations	1000

Tableau 4.1 Paramètres de simulation

Dans notre modèle, les nœuds mobiles ne connaissent pas le nombre de leurs voisins. Cependant, chaque nœud est capable d'identifier les collisions ainsi que la présence des nœuds voisins grâce aux messages d'accusé réception envoyés par le NID. Les nœuds mobiles peuvent aussi détecter les messages d'annonce envoyés par d'autres nœuds pendant les périodes de *backoff*.

Nous avons supposé que le réseau peut gérer le problème de nœud caché et de nœud exposé, et pourtant les simulations que nous avons effectuées n'utilisent qu'un seul routeur. D'autre part, il est important de mentionner qu'un nœud ne peut pas recevoir et transmettre en même temps. Pourtant, le nœud suppose qu'il y a eu une collision de ses propres messages d'annonce lorsqu'il ne reçoit pas d'accusé réception. Une fois identifié, le nœud reste en silence jusqu'à ce qu'un nouveau routeur soit détecté. En raison de la puissance de calcul nécessaire pour la simulation, notre système ne prend pas en compte l'identification d'un nœud vers plus d'un routeur.

4.1.1 L'application d'identification des nœuds

Pour tester les algorithmes, nous avons mis en œuvre une version simplifiée du mécanisme d'identification des nœuds utilisé par Newtrax. Ce mécanisme fonctionne en trois étapes qui sont illustrées dans la figure 4.1. Dans la première étape (figure 4.1(a)), le routeur envoie une balise pour annoncer que le service d'identification est disponible. La balise contient des données qui permettent aux nœuds de se synchroniser.

Une fois qu'un nœud a reçu la balise, il procède au calcul du *backoff* avec un des algorithmes et attend un certain nombre de trames avant d'envoyer une annonce. Si un seul dispositif mobile décide de transmettre, c'est-à-dire qu'il a gagné la contention (figure 4.1 (b)), le routeur et les autres nœuds vont recevoir le message. Ce message contient aussi l'estimation du nombre de voisins ou la taille de la fenêtre de contention

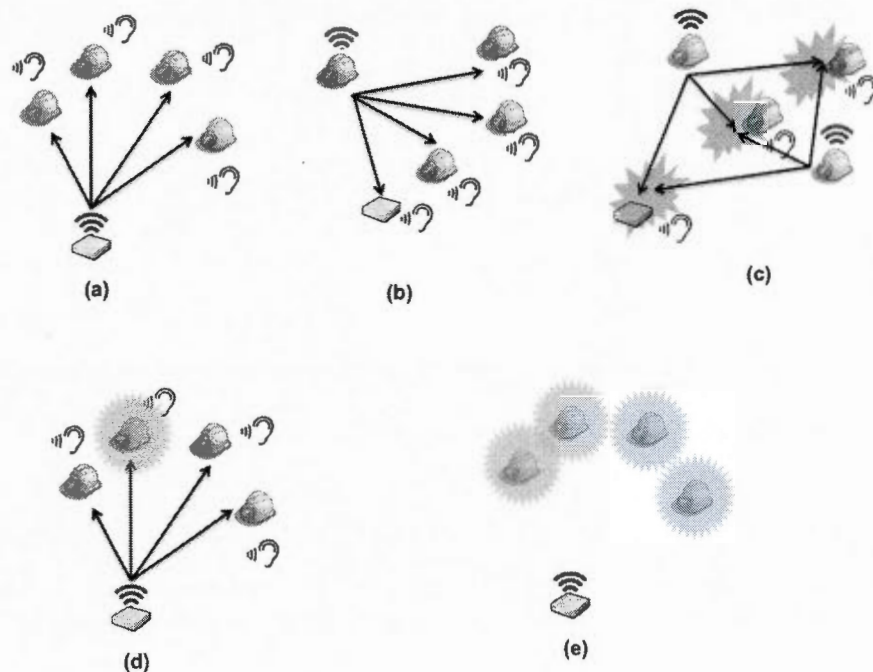


Figure 4.1 Les étapes de l'application d'identification des nœuds utilisés pour tester les algorithmes.

selon le type d'algorithme. Si plus d'un nœud décide de transmettre, une collision aura lieu (figure 4.1 (c)) et tous les nœuds dans le rayon de réception vont la détecter.

L'algorithme *mSIFT* utilise ces renseignements sur la collision pour recalculer leur estimation de nœuds. Enfin, l'identification est terminée par le routeur avec un message de confirmation (accusé de réception) qui est aussi détecté par tous les nœuds (figure 4.1 (d)). Le processus est terminé une fois que tous les nœuds ont été identifiés.

Les balises et les annonces sont envoyées dans un intervalle spécifique qui est connu comme étant l'intervalle d'accès aléatoire (IAA). Le récepteur de chaque radio doit être capable d'identifier les balises du routeur ainsi que les annonces. La balise contient certains champs de contrôle pour indiquer aux mobiles les données de synchronisation pour identifier le début et la fin de chaque trame ; l'intervalle où le NID reçoit le paquet

d'annonces en provenance des dispositifs mobiles et l'intervalle où le NID envoie le paquet d'acquittement.

4.1.2 Description de la proposition

Dans le chapitre 2, nous avons présenté différents algorithmes pour l'accès multiple. Le mécanisme du système ALOHA a démontré son efficacité dans le cadre de plusieurs applications, mais sa performance est liée de façon directe à une optimisation de la taille initiale et maximale de la fenêtre de contention.

Si le calcul initial de la taille minimale et maximale de la fenêtre de contention est mal effectué par rapport au nombre réel de nœuds, la performance serait très mauvaise. Cette caractéristique est un sujet largement discuté dans la littérature. Pour que le protocole du système ALOHA soit toujours performant, le dispositif doit connaître ou estimer, avec une certaine précision, le nombre de nœuds potentiellement en collision.

4.1.3 Performance des algorithmes étudiés

L'utilisation d'intervalles additionnels dédiés à la réduction de la contention a déjà été considérée par Newtrax par le passé, mais cela impliquait une consommation additionnelle d'énergie. Cette alternative n'était pas justifiable. L'estimation du nombre de nœuds est également un sujet largement abordé dans la littérature, mais la plupart des algorithmes proposés sont difficiles à implémenter et le matériel doit être capable d'accomplir certaines tâches additionnelles. De plus, dans le contexte de notre application, la consommation d'énergie dans les nœuds d'infrastructure (NID) doit être limitée à un minimum pour éviter de réduire la durée de vie des batteries.

Dans leur article, Akyldiz et Xudong (Akyildiz et Xudong, 2005) affirment que deux composantes sont essentielles à une bonne performance d'un mécanisme d'accès multiple : la manière dont les nœuds écoutent le canal et l'implémentation du *backoff*. Est-il possible de réduire les collisions à l'aide d'une autre méthode qui soit simple à

implémenter dans un dispositif peu puissant grâce à ces deux facteurs, et sans augmenter la consommation d'énergie dans les NID ? En prenant en compte ce qui a été fait par le passé, nous avons choisi les algorithmes SIFT et l'algorithme *iCA* pour résoudre la contention. Ces algorithmes sont décrits en détail dans le chapitre 2.

Nous avons identifié deux avantages importants dans l'algorithme SIFT. Tout d'abord, la fenêtre de contention est fixe et l'ajustement de la performance de l'algorithme est fait par l'estimation du nombre de nœuds voisins.

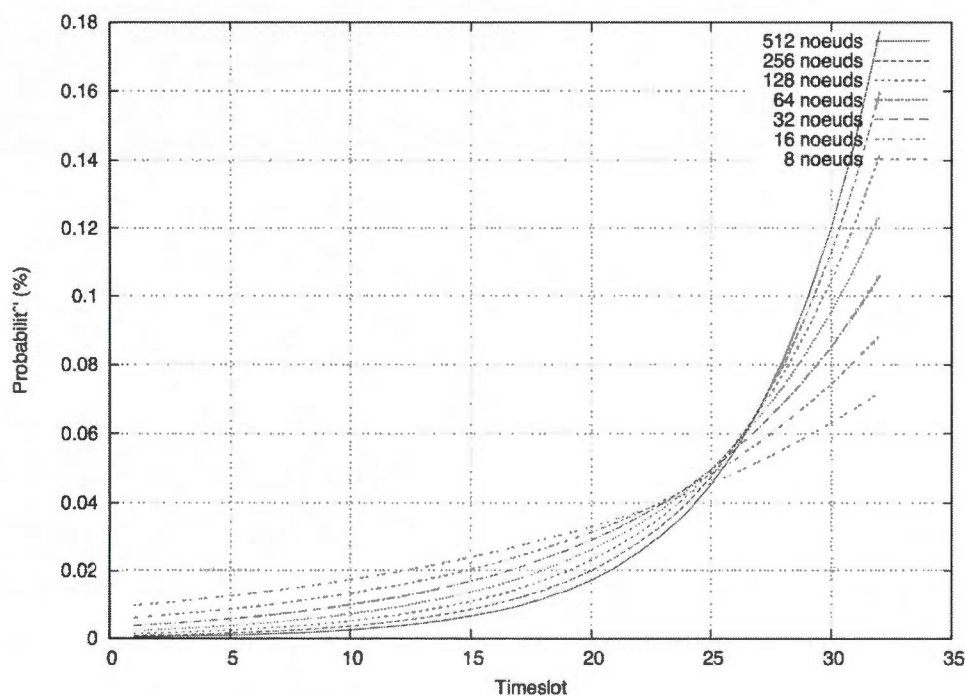


Figure 4.2 Distribution de probabilité de transmission dans l'algorithme SIFT selon l'estimation des nœuds.

La figure 4.2 montre les variations de la probabilité de transmission selon l'estimation des nœuds. Le deuxième avantage est que l'algorithme est capable de choisir les premiers nœuds gagnants plus rapidement que les autres mécanismes évalués. Cette caractéristique peut être exploitée pour établir des priorités et, par la suite, des fonc-

tionnalités additionnelles comme la qualité de service. L'utilisation d'une fenêtre de contention de taille fixe permet d'identifier jusqu'à 500 nœuds en contention sans affecter la performance. Nous considérons que ce nombre de nœuds est suffisant pour le modèle.

Par ailleurs, l'algorithme *iCA* proposée par (Pudasaini, Shin et Kim, 2012) permet de diviser la fenêtre de contention en sous-domaines *virtuels* de contention pour trouver des nœuds gagnants plus rapidement en présence de grandes concentrations de nœuds. Une caractéristique intéressante que nous avons découverte dans l'algorithme, c'est que plus la taille de la fenêtre de contention augmente, plus de sous-domaines de contention sont générés. Les domaines permettent de réduire le nombre de nœuds en contention, tout en utilisant une approche aveugle très simple et très similaire à celle de l'algorithme du système ALOHA avec algorithme de reprise.

Pour tester notre choix, nous avons développé une couche de contrôle d'accès MAC dans le simulateur OMNeT++. Cette couche MAC permet de lier des modules spécifiques d'accès multiple. Par la suite, nous avons créé des modules d'accès multiple pour les mécanismes ALOHA avec algorithme de reprise (BEB), ALOHA avec recul linéaire (LB), SIFT et *iCA*. Par la suite, nous avons relié notre couche MAC aux modules de radiocommunication génériques d'OMNeT++ (MiXiM) pour simuler un système de communication complet.

Comme nous l'avons déjà dit, un des inconvénients d'ALOHA est l'estimation de la taille initiale et maximale de la fenêtre de contention. Nous avons fait une série de simulations pour trouver les valeurs optimales d'ALOHA avec algorithme de reprise (BEB) et avec recul linéaire (LB) pour notre application, en tenant en compte d'une population de nœuds minimale de 5 et maximale de 80. Les valeurs optimales obtenues ont été utilisées comme point de référence pour comparer le reste des algorithmes. Vous trouverez ces valeurs dans le tableau 4.2.

Algorithme	CW min	CW Max	Incréments	Estimation nœuds
Aloha BEB	8	64	BEB	NA
Aloha LB	8	64	2	NA
SIFT	32	32	NA	512
<i>m</i> SIFT	32	32	NA	15
<i>i</i> CA	2	64	BEB	NA
<i>mi</i> CA	2	64	BEB	NA

Tableau 4.2 Paramètres de simulation pour chaque algorithme

Avant de décrire les détails de notre proposition, nous allons montrer certains résultats obtenus avec certains algorithmes présentés dans le chapitre 2 et que nous avons considéré pertinents pour notre travail. Les résultats obtenus serviront comme référence pour mesurer la performance de notre proposition. Après avoir exécuté certains tests selon le scénario A¹, nous avons constaté que, de façon générale, les algorithmes *i*CA et SIFT sont plus performants que ALOHA BEB et ALOHA LB. La figure 4.3 montre que l'optimisation rend ALOHA BEB plus performant si la quantité des nœuds est de 20 à 50, et il en va de même pour ALOHA LB, soit de 5 et 20 nœuds. Cependant, ALOHA BEB perd de la performance à partir de 50 nœuds jusqu'à un niveau inacceptable, soit à 80 nœuds. Alors, le délai d'ALOHA avec algorithme de reprise (BEB) est deux fois plus long par rapport à *i*CA.

Dans le cas d'ALOHA avec recul linéaire (LB), la perte de performance est mineure en raison de l'augmentation graduelle et non exponentielle de la fenêtre de contention. Même si la perte de performance n'est pas aussi forte qu'ALOHA BEB, le délai de

1. Les différents scénarios seront détaillés plus tard dans ce chapitre.

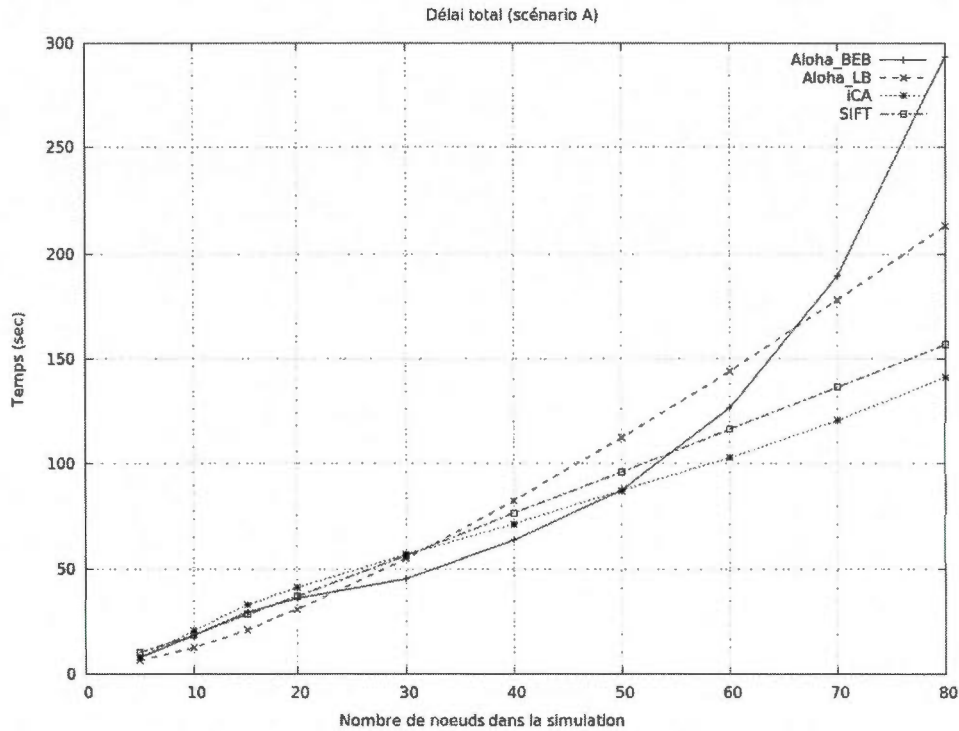


Figure 4.3 Performance des algorithmes SIFT et *iCA* par rapport à ALOHA. L'axe vertical représente le temps nécessaire pour identifier les nœuds ; l'axe horizontal représente le nombre de nœuds présents dans la simulation.

80 nœuds est d'environ 50% supérieur à *iCA*. Dans le contexte de notre application, il est impossible de déterminer d'avance le nombre de nœuds qui seront identifiés à un moment donné. Il est donc important que le mécanisme de contention choisi soit performant avec une vaste combinaison des nœuds. Dans notre cas, le mécanisme doit être meilleur que celui utilisé actuellement par MineTrax (c'est-à-dire ALOHA) selon n'importe quelle combinaison de nombre de nœuds.

4.1.4 Proposition des variantes pour SIFT et *iCA*

Nous avons trouvé que dans le cas de SIFT, une surestimation du nombre de voisins cause un ralentissement du processus de sélection d'un intervalle de transmission. Rap-

pelons que SIFT n'utilise pas le *backoff*. À chaque intervalle, SIFT se déplace à travers la fenêtre de contention et calcule la probabilité accumulée de la transmission. Cela signifie que, plus le temps passe, plus les nœuds auront de probabilité de transmettre. Ce ralentissement cause une chute de la performance avec une simulation de 30 nœuds et moins. Une estimation très élevée cause le déplacement à la droite de la fenêtre de la courbe de probabilités. Si le nombre de nœuds est bas, les premiers intervalles seront vides la plupart de temps. De plus, le déplacement des nœuds vers la fin de la fenêtre cause des collisions inutiles.

Dans le cas de l'algorithme *iCA*, nous avons observé que la génération de sous-domaines de contention augmente les probabilités de collision plutôt que les réduire lorsque le nombre de nœuds est très bas. Au lieu de distribuer les nœuds uniformément dans la fenêtre de contention, ils sont agglutinés vers deux ou quatre sous-domaines. Des collisions consécutives font augmenter inutilement la taille de la fenêtre de contention.

Nous avons détecté que, tout comme pour ALOHA, *iCA* a besoin d'un ajustement de la taille maximale et initiale de la fenêtre de contention. Malgré cet inconvénient, *iCA* a démontré être beaucoup plus performant même avec une estimation non optimale. Une estimation appropriée de ces deux paramètres permet à l'algorithme de surpasser le système ALOHA avec recul linéaire (LB) et avec algorithme de reprise (BEB) et ce, même avec des plages très denses de nœuds.

(Bharghavan et al., 1994) propose l'utilisation d'une technique d'*apprentissage partagé* avec leur algorithme MACA. Cet algorithme permet que l'estimation de la fenêtre de contention effectuée par un nœud gagnant soit partagée avec le reste des nœuds en contention. En raison de la disponibilité illimitée d'énergie dans les nœuds mobiles, nous avons estimé que cette technique pourrait améliorer la performance d'algorithmes. Nous avons aussi estimé que cette approche permettrait d'augmenter l'équité (*fairness*) lorsque des nœuds arrivent dans le rayon de transmission d'un NID dont les nœuds sont en contention depuis longtemps.

Nous avons créé des versions modifiées de SIFT et *iCA* en y ajoutant des améliorations pour pallier les anomalies détectées. Pour l'algorithme SIFT, nous avons créé une nouvelle version *mSIFT*. Pour corriger le problème de la surestimation des nœuds, nous avons proposé d'inverser l'estimation initiale des nœuds en commençant par une valeur très basse. Pour compenser, nous avons aussi ajouté un mécanisme qui permet d'augmenter l'estimation des nœuds. Cette augmentation est faite chaque fois qu'un nœud détecte une collision dans le canal.

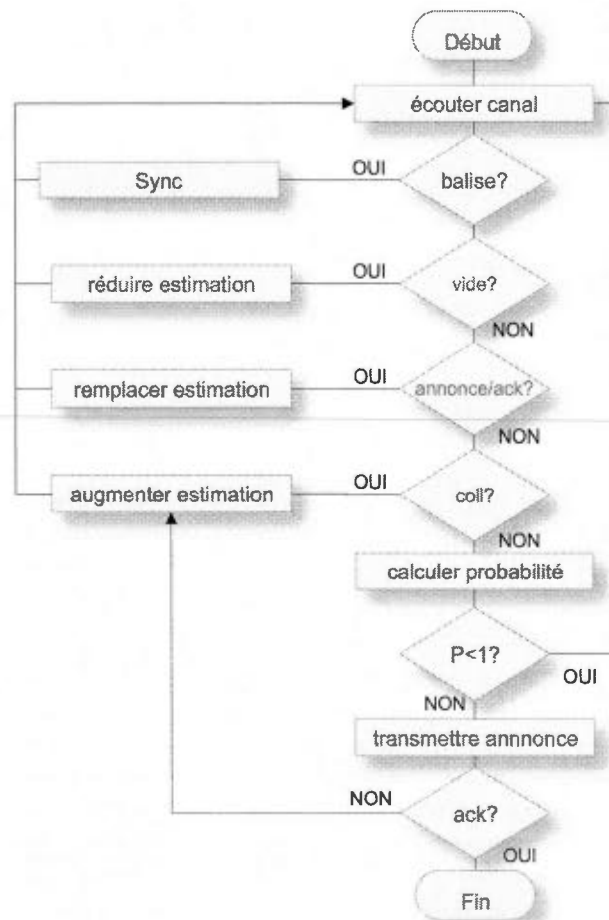


Figure 4.4 Organigramme de l'algorithme *mSIFT* dans le dispositif mobile.

Nous avons aussi fait augmenter l'estimation des nœuds à 20 au lieu de 1 pour éviter que les nœuds ne restent trop longtemps dans la zone critique lorsque beaucoup de nœuds se trouvent en contention. Pour pallier le problème d'équité, nous avons proposé d'utiliser la technique d'apprentissage partagé pour éviter aux nouveaux nœuds de perdre du temps à trouver l'estimation appropriée. Chaque nœud gagnant insère, dans le message d'annonce, son estimation du nombre des nœuds. Lorsqu'un nœud gagne la contention, tous les nœuds voisins changent leur estimation pour celle du nœud gagnant. L'organigramme de l'algorithme *mSIFT* dans le dispositif mobile est illustré dans la figure 4.4.

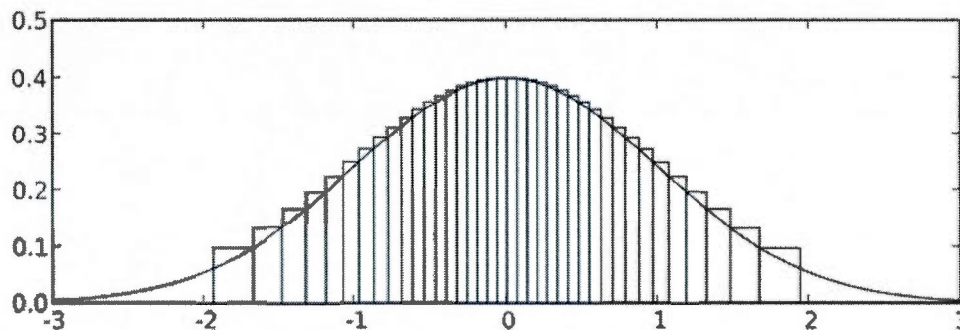


Figure 4.5 Trace de la distribution de probabilité $N_{]-\infty; +\infty[}(0, 1)$ et $2N$ rectangles pour $N = 20$. Dans le contexte de notre application, la valeur 0 de l'axe horizontal représente le centre du sommet de la distribution requis par l'algorithme *iCA* tandis que l'axe vertical représente la probabilité de choisir un intervalle. Source : (Chopin, 2011)

Pour résoudre le problème de l'augmentation inutile de la fenêtre de contention, nous avons aussi utilisé la technique d'apprentissage partagé. Chaque nœud ajoute la taille de sa fenêtre de contention dans l'annonce. Lorsqu'un nœud gagne la contention, le reste des nœuds dans son rayon de transmission reçoivent cette valeur. Si la taille de leur propre fenêtre de contention est plus grande que la taille reçue dans l'annonce, leur taille retourne à CW_{min} . Stocker l'historique des valeurs de HBV (Historique des valeurs de reprise) et de CW pendant toutes les étapes et faire retourner les nœuds à l'étape

correspondant à la taille de la fenêtre de contention est une alternative intéressante. Néanmoins, cette approche demande l'utilisation de mémoire additionnelle dans le dispositif, nous l'avons donc écartée.

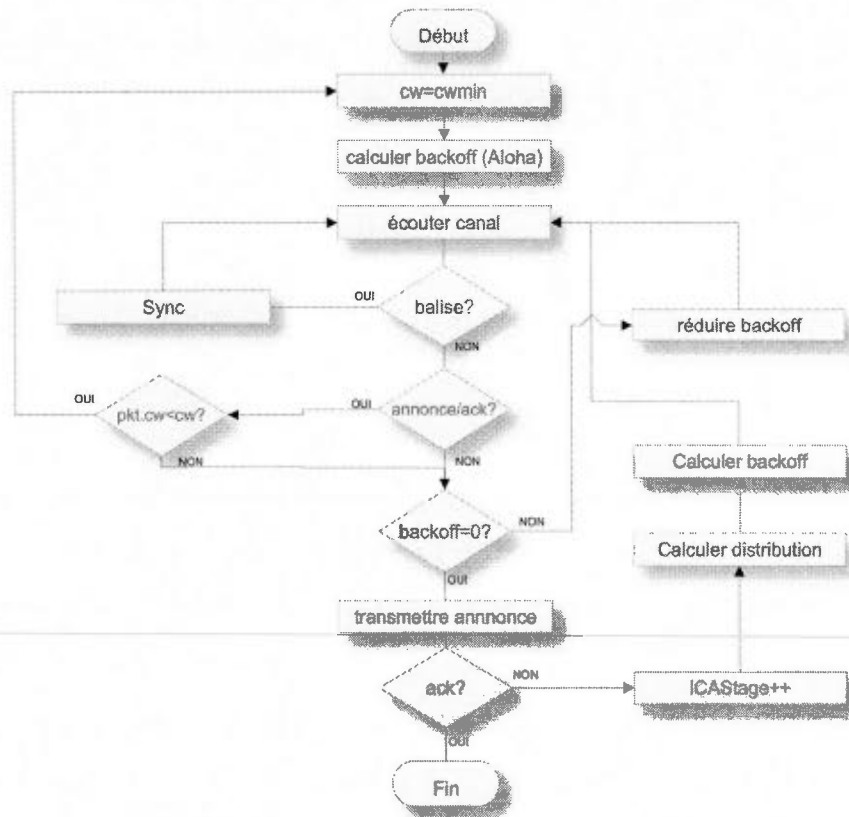


Figure 4.6 Organigramme de l'algorithme *miCA* dans le dispositif mobile

La création des zones virtuelles de contention dans le mécanisme *iCA* est fait à partir de l'utilisation d'une distribution normale doublement tronquée. L'algorithme de Chopin (Chopin, 2011) permet la génération de nombres pseudo-aléatoires dans des limites semi-finies $[a, +\infty]$ d'une distribution gaussienne. Comme l'algorithme *iCA* utilise des limites finies, nous avons implémenté une variante élaborée par Vincent Mazet de l'université de Strasbourg (Mazet, 2012). À la différence de l'algorithme proposée par Chopin, la

version de Mazet permet d'utiliser des limites $[a,b]$. Un exemple de la distribution obtenue par l'algorithme est donné à la figure 4.5. L'organigramme de notre algorithme *miCA* dans le dispositif mobile est illustré dans la figure 4.6

4.2 Outils et paramètres de simulation

La totalité de nos simulations a été exécutée avec l'intention d'illustrer l'efficacité de nos versions modifiées des algorithmes SIFT et *iCA* par rapport au système ALOHA BEB et au système ALOHA LB. Elles ont été développées à l'aide du simulateur OMNeT++4.2. Plusieurs raisons justifient le choix d'utiliser OMNeT++ au lieu d'autres outils comme Matlab ou NS-2. La première est que l'entreprise Newtrax l'utilise comme outil de base pour tester la performance de ses produits. La familiarisation avec OMNeT++ a été un préalable pour effectuer le premier volet de notre travail. Aussi, le simulateur OMNeT++ permet d'implémenter de façon plus précise et réaliste notre application. Un de nos objectifs d'apprentissage dans ce projet de recherche a été de comprendre plus en profondeur les complexités de la création d'un protocole de télécommunication. Dans ce contexte, la création de simulations dans OMNeT++ s'applique fidèlement à la réalité. OMNeT++ nous a offert toute la flexibilité nécessaire pour développer la couche MAC de façon plus précise et réaliste. Enfin, la création de scénarios est beaucoup plus facile puisqu'elle est automatisée avec OMNeT++, contrairement à d'autres outils. Cette caractéristique a été particulièrement utile pour trouver la configuration optimale de l'algorithme ALOHA.

4.2.1 Les paramètres utilisés

Dans le système étudié (MineTrax), chaque trame est formée de 50 intervalles d'une durée de 6,86 millisecondes chacun. Un intervalle est destiné au balisage et un autre intervalle sert à l'accès multiple (IAA). Enfin, un troisième intervalle est destiné à l'acquiescement du routeur. La réception d'un acquiescement par un nœud mobile représente l'achèvement du processus d'identification. Le routeur envoie des données de synchronisation au balisage. La figure 4.7 montre la structure de la trame qui utilise seulement

trois intervalles pour tester les algorithmes. Nous avons décidé d'utiliser une trame plus longue pour imiter la même durée de la trame MineTrax et, ainsi, obtenir des délais de propagation similaires à MineTrax.

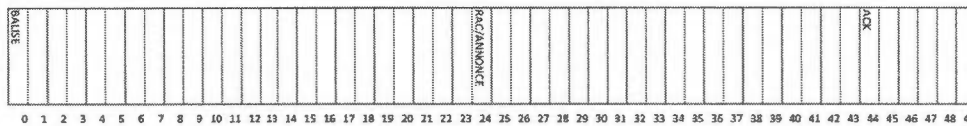


Figure 4.7 Structure de la trame utilisée pour les simulations

Une des caractéristiques des réseaux sans fil dans les mines est que les mineurs se déplacent en troupes. Ces troupes peuvent avoir des densités variables et se déplacer en trajectoire rectiligne. Chaque nœud représente un mineur ou un véhicule dans un tunnel. La vitesse de déplacement peut varier² de 5 à 15 km/h.

La sélection précise de la taille initiale et maximale de la fenêtre de contention est un facteur clé dans la performance d'ALOHA et de iCA. Après certaines simulations, nous avons déterminé les valeurs optimales. Le tableau 4.2 illustre les paramètres initiaux pour chaque algorithme.

La densité des nœuds est un facteur critique à la performance de chaque algorithme. Pour chacun des scénarios, nous avons exécuté des simulations avec des nombres variables de nœuds et, par la suite, nous avons évalué la performance de chaque protocole. Pour les simulations de moins de 80 nœuds, nous avons choisi les nœuds de façon séquentielle, en commençant par le troupeau qu'est le plus proche du routeur. La figure 4.8 montre un scénario d'identification des nœuds composé de 40 nœuds mobiles divisés en deux groupes de 30 et 10 nœuds ainsi qu'un nœud de base qui sert à identifier les

2. Selon des observations faites par Newtrax

nœuds mobiles. L'image ne montre que deux parce que tous les nœuds de chaque groupe se trouvent exactement au même endroit.

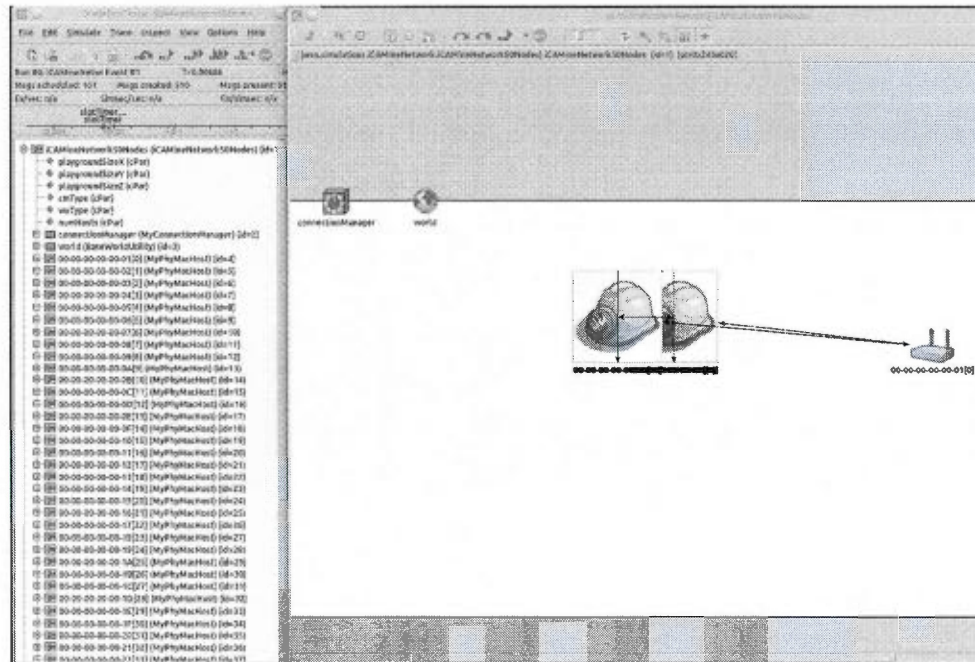


Figure 4.8 Exemple d'une configuration du réseau sans fil avec un nœud de base et 40 nœuds mobiles groupes en troupeaux de 30 et 10 nœuds chacun.

4.2.2 Résultats et discussions

Dans cette section, nous présentons et analysons les résultats de simulations effectuées. Les performances des algorithmes sont évaluées en termes de délai de connexion pendant l'identification des nœuds. Nous avons aussi évalué les algorithmes par rapport à la congestion engendrée. Nous croyons que cette congestion donne un indice acceptable de la consommation d'énergie par le système. Pour mesurer le délai de connexion, nous avons considéré deux paramètres de performance : le délai total pour identifier tous les nœuds et le délai moyen d'identification par nœud. Dans le premier paramètre, nous avons évalué la vitesse d'algorithme en termes réels, c'est-à-dire, le délai d'identification

de tous les nœuds à partir du moment où le nœud reçoit la balise pour la première fois. Nous avons décidé d'ignorer le temps où le nœud ne se trouve pas dans le rayon de transmission du routeur. L'objectif du deuxième paramètre est d'évaluer la stabilité de l'algorithme. Une identification des nœuds à un rythme constant est un signe de stabilité. Un rythme constant d'identification est un signe que l'algorithme ne perd pas beaucoup d'occasions de connexion.

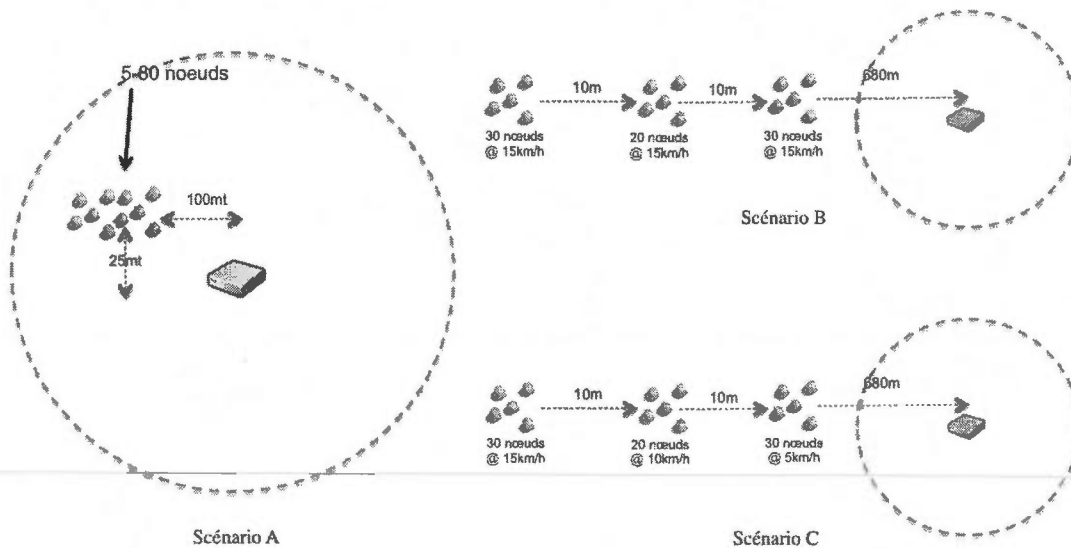


Figure 4.9 Les trois différents scénarios utilisés pour la simulation

En ce qui concerne la congestion, nous avons identifié le nombre de tentatives de connexion par nœud comme paramètre de performance. Ce paramètre permet d'identifier, de façon générale, l'efficacité énergétique du protocole. Un algorithme qui cause beaucoup de collisions n'est pas efficace en termes de consommation d'énergie.

Nous avons comparé la performance de chaque algorithme dans trois situations différentes de mobilité qui sont décrites dans la figure 4.9. Chaque scénario illustre la présence variable de mineurs ou de véhicules dans la mine. Le scénario A représente les mineurs qui

travaillent dans une section de la mine, mais qui ne sont pas en déplacement. Le scénario B représente des miniers ou des véhicules qui se déplacent à une vitesse constante. Finalement le scénario C représente des miniers ou des véhicules qui se déplacent à différentes vitesses.

La figure 4.10 montre le délai de connexion des nœuds pour chaque algorithme avec des différentes estimations des nœuds. On peut observer que l'utilisation d'une faible estimation de nœuds permet à l'algorithme *mSIFT* d'identifier les nœuds plus rapidement par rapport à *SIFT* et de s'approcher davantage de la performance d'ALOHA BEB, soit jusqu'à 30 nœuds. Cependant, l'optimisation faite à l'algorithme ne peut équivaloir à la performance d'ALOHA de 20 à 50 nœuds. Par ailleurs, *mSIFT* est légèrement moins performant que *SIFT* à partir de 50 nœuds. Nous considérons que cette différence est négligeable par rapport au nombre de nœuds.

Dans le cas de *miCA*, la courbe de gauche dans la figure 4.10 montre une performance supérieure à tous les algorithmes à partir de 30 nœuds et très similaires à ALOHA LB et *mSIFT* avec moins de 30 nœuds. L'algorithme ALOHA BEB est légèrement plus performant avec 30 nœuds grâce à l'optimisation que nous avons faite de la taille minimale et maximale de la fenêtre de contention. Cependant, cette performance est négligeable par rapport au nombre de nœuds (moins de 4 secondes). L'utilisation de la technique d'apprentissage partagé permet à *miCA* d'augmenter la performance d'environ 15% par rapport à *iCA*. Mais, il est bien plus important qu'il s'approche de la performance d'ALOHA avec de faibles concentrations de nœuds.

Après avoir évalué nos algorithmes en situation statique, nous avons exécuté des simulations avec les scénarios de mobilité. Le scénario B représente le déplacement des

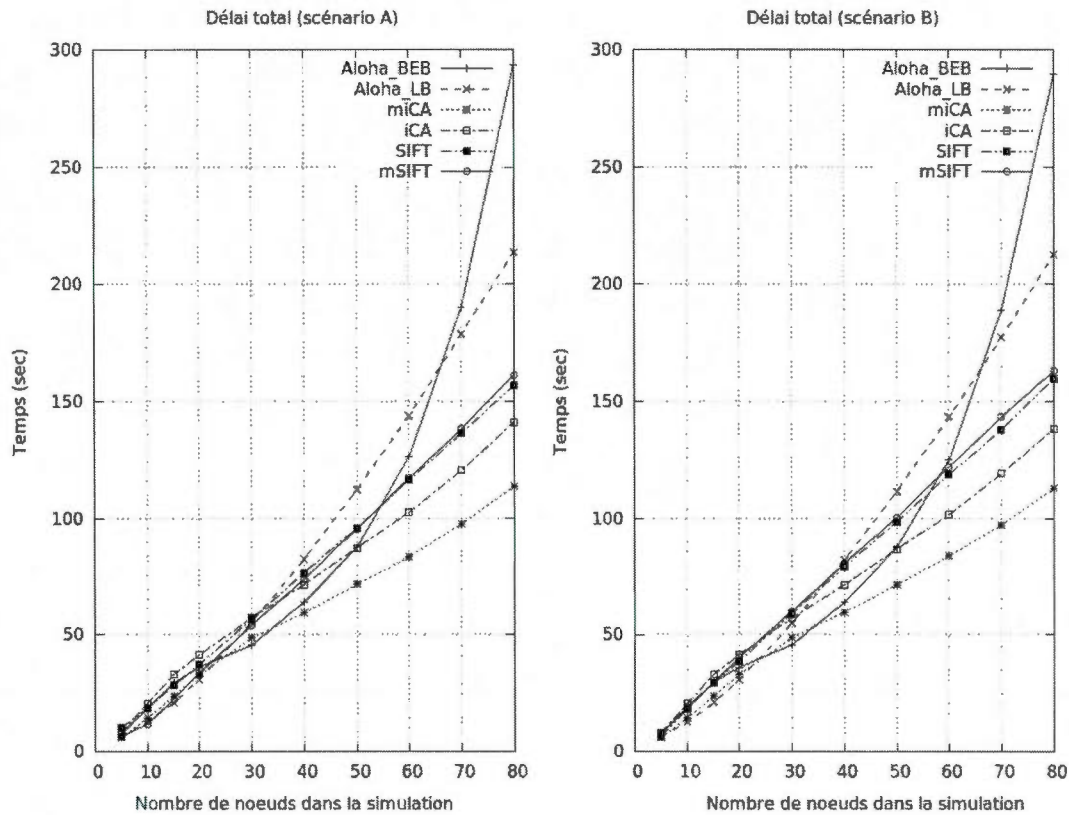


Figure 4.10 Délai total d'identification des scénarios A et B

véhicules à une vitesse constante de 15 km/h. La courbe de droite dans la figure 4.10 montre la performance des algorithmes dans le scénario B et les résultats sont très similaires aux résultats obtenus dans le scénario A. Cependant, nous pouvons observer que le gain en performance de *mSIFT* dans un scénario statique est perdu dans un scénario mobile, et qu'il se comporte exactement comme *SIFT*, même s'il est légèrement moins performant avec 40 nœuds et plus. Dans le cas de *miCA*, il conserve sa performance même avec des nœuds mobiles.

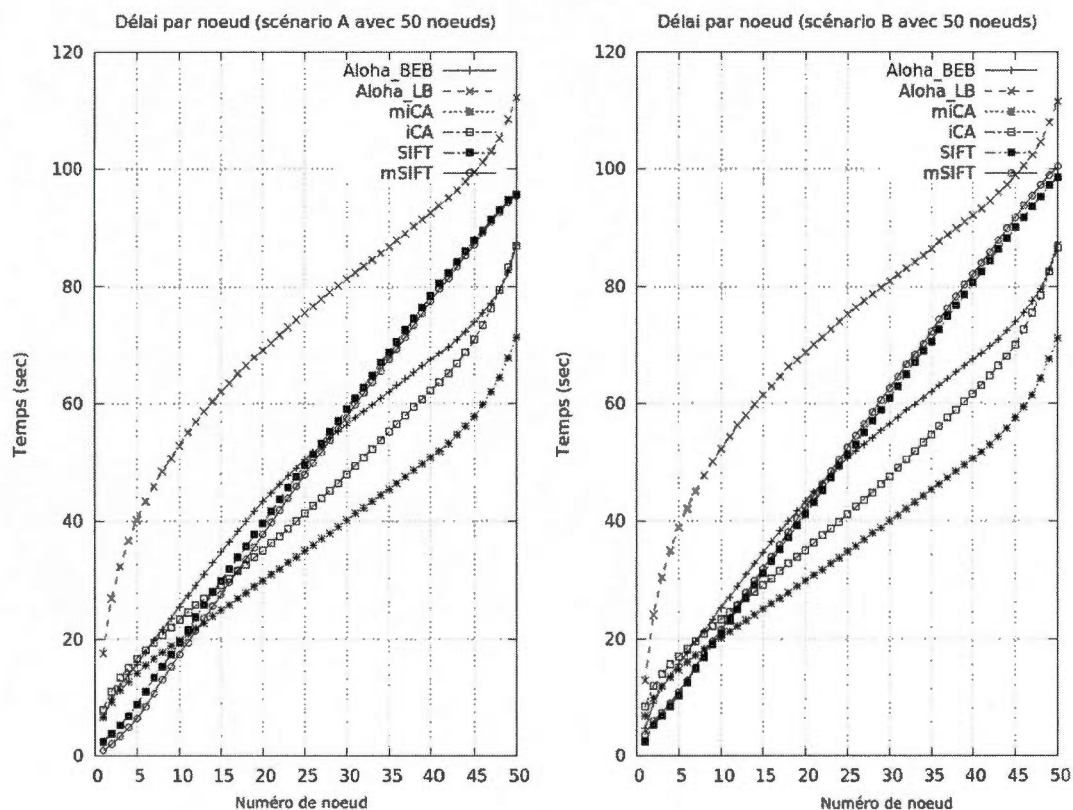


Figure 4.11 Délai d'identification par noeud des scénarios A et B

Il est nécessaire de vérifier la capacité de chaque algorithme pour maintenir leur performance avec n'importe quelle combinaison des noeuds et vitesses. Dans notre travail nous avons identifié cette caractéristique comme la stabilité de l'algorithme. Pour évaluer ce paramètre de performance, nous avons créé un troisième scénario. Dans ce scénario, nous avons un flux constant de mineurs et de véhicules qui entrent et sortent du rayon de transmission du routeur.

Le flux a été établi jusqu'à un maximum de 30 mineurs/véhicules dans le rayon de transmission du routeur, c'est-à-dire qu'il n'y aura pas plus de 30 mobiles dans le rayon de transmission à n'importe quel moment de la simulation. La seule exception

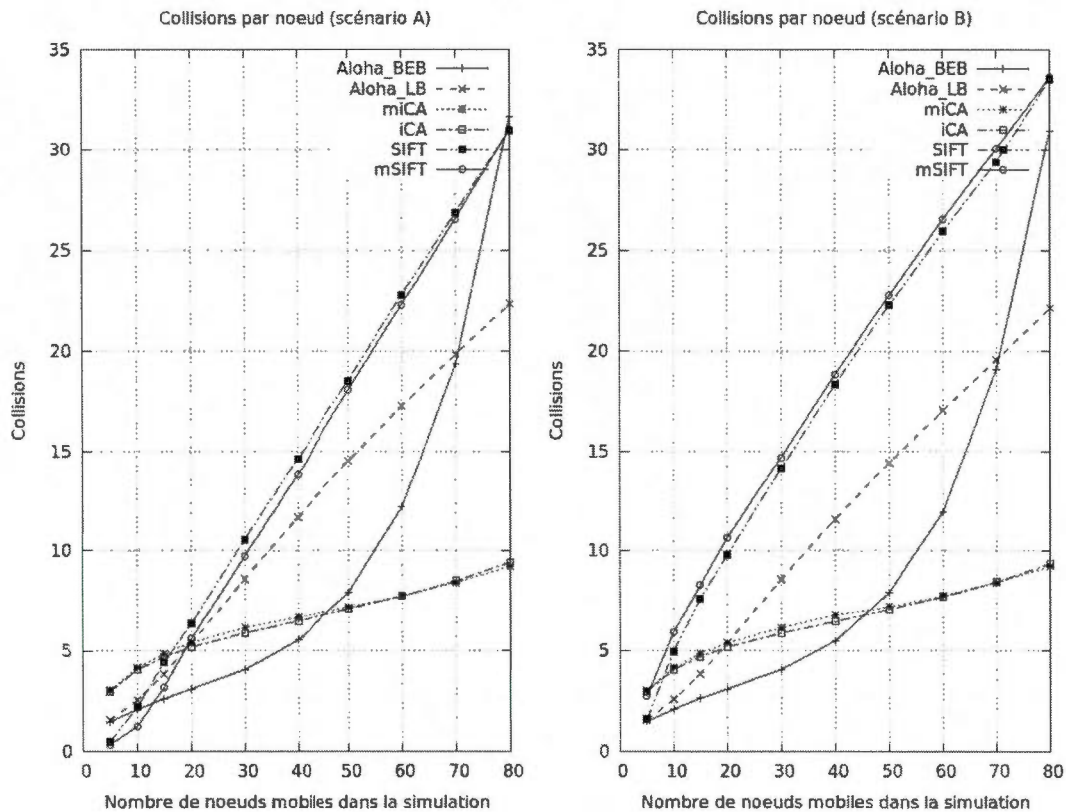


Figure 4.12 Nombre moyen de collisions par nœud des scénarios A et B

est la simulation avec 80 nœuds pour laquelle nous avons décidé de générer un flux constant de 40 mineurs/véhicules dans le rayon de transmission du routeur. Dans la figure 4.13, nous pouvons observer que, lorsqu'un nombre constant de nœuds reste dans le rayon de transmission du routeur, tous les algorithmes restent stables tout au long de la simulation. Les courbes montrent aussi que la combinaison globale des différentes vitesses de nœuds n'a pas d'influence significative sur le comportement des algorithmes.

Une fois la performance générale de chaque algorithme déterminée, nous avons décidé d'évaluer la stabilité de chaque méthode, selon le rythme d'identification des nœuds au cours de la simulation. Le délai global ne montre pas en détail la performance de chaque algorithme, et nous avons trouvé des résultats intéressants. La figure 4.11 illustre le délai

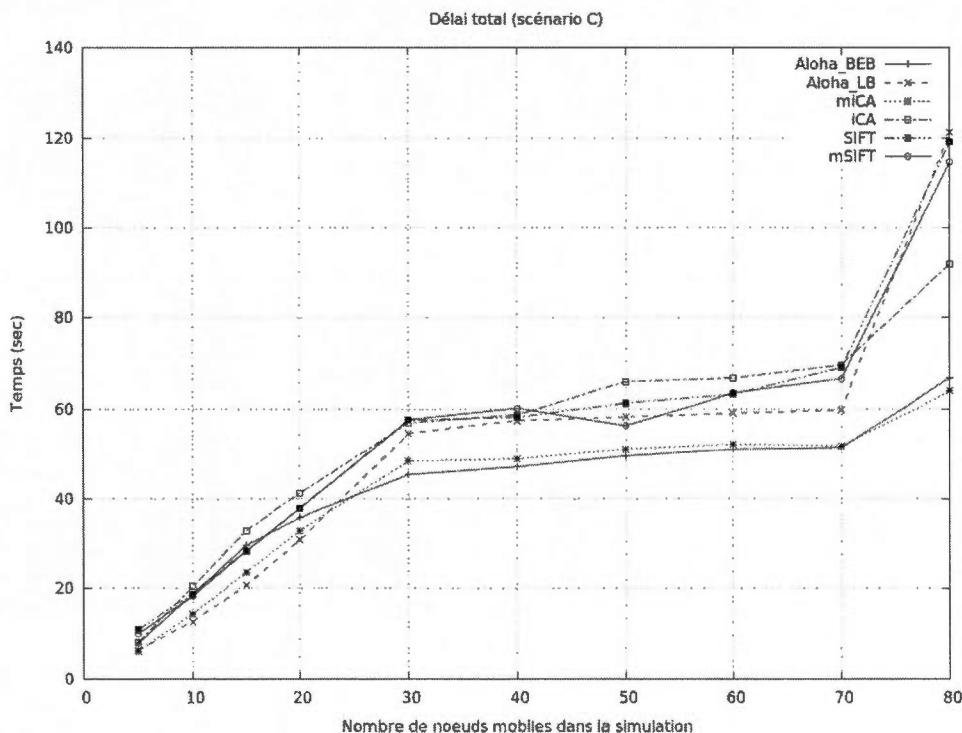


Figure 4.13 Délai total pour identifier tous les nœuds du scénario C

individuel de chaque nœud pendant la simulation, et on peut observer que, même si le délai global est le même pour les derniers nœuds, iCA est en réalité plus performante en comparaison à ALOHA avec algorithme de reprise (BEB) pendant presque toute la simulation.

Une analyse en profondeur de la performance selon le délai par nœud montre que SIFT et mSIFT sont, en général, les algorithmes les plus stables. Par contre, l'algorithme ALOHA avec recul linéaire (LB) est très instable. Nous avons analysé des résultats avec d'autres combinaisons de nombre des nœuds et de vitesse et nous avons constaté qu'en général le délai d'identification de l'algorithme ALOHA LB est le plus élevé pendant la première moitié des nœuds et commence à récupérer dès qu'il reste 50% des nœuds à identifier.

Notre analyse du délai individuel permet aussi de constater que SIFT est capable d'identifier le premier 20% des nœuds plus rapidement que le reste des algorithmes. Par contre, SIFT commence à perdre de la performance très rapidement lorsque 20% des nœuds a déjà été identifiés. Nous avons observé aussi que mSIFT est plus performant par rapport au système ALOHA au cours du premier 35% de la simulation, à une concentration de 40 nœuds et moins. Finalement, l'algorithme *miCA* se déroule de façon plus stable par rapport à ALOHA BEB. Nous pouvons observer que *miCA* montre une légère perte de performance aux environs de 10% des nœuds restants. Pour cet aspect de la performance, mSIFT démontre une plus grande stabilité par rapport aux autres.

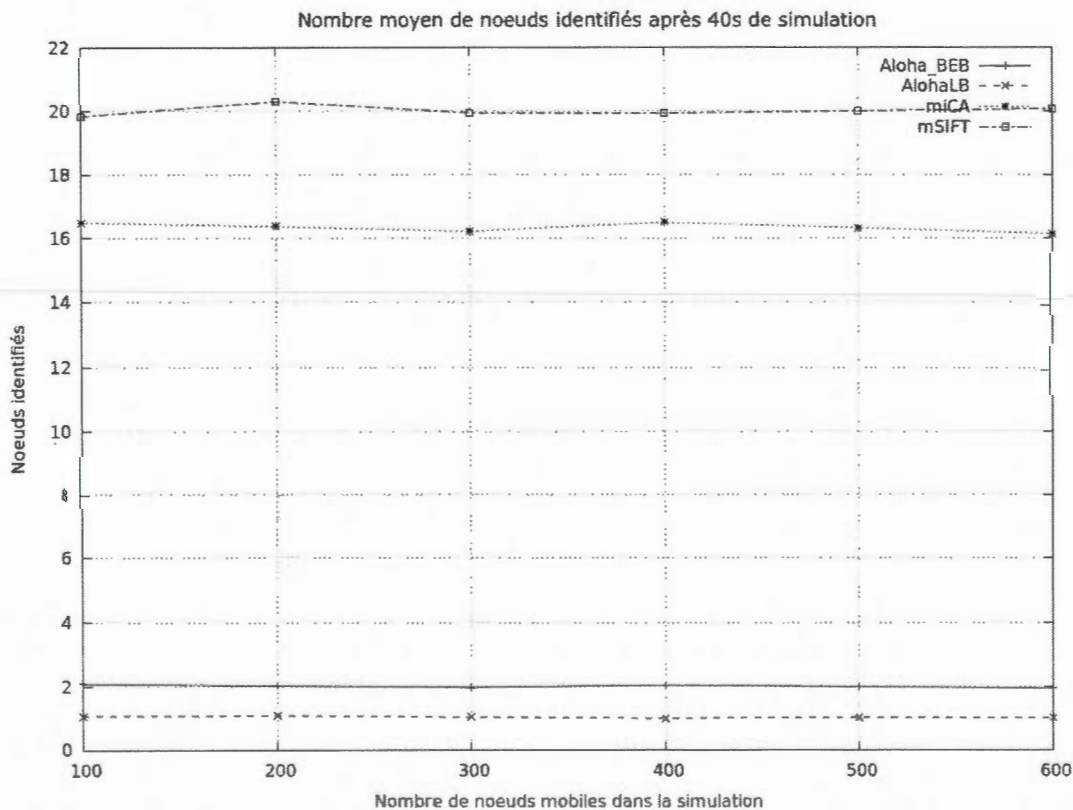


Figure 4.14 Nombre moyen de nœuds identifiés après 40 secondes de simulation

Le nombre de collisions généré par algorithme est un troisième paramètre de performance que nous avons analysé. La figure 4.12 démontre que *miCA* et *iCA* sont les plus stables et ont aussi une performance très semblable. Cependant, SIFT et *mSIFT* génèrent beaucoup de collisions. Ce comportement est causé par sélection graduelle d'un nœud gagnant. Le déplacement des nœuds vers la droite de la courbe de probabilités est responsable de ce grand nombre des collisions. ALOHA LB est le plus instable de tous les algorithmes en raison d'une augmentation accélérée du nombre de collisions lorsque le nombre total de nœuds est 50 et plus.

Ce comportement obéit aussi à la taille de la fenêtre de contention. Les cas dans lesquels l'algorithme ALOHA a une meilleure performance sont très limités et, comme nous l'avons constaté dans les autres courbes, sont avec des combinaisons allant de 10 jusqu'à 40 nœuds. Ajuster la taille initiale et maximale de la fenêtre de contention à plus de 40 nœuds affecte sa performance avec d'autres combinaisons. Pour leur part, *miCA* et *iCA* démontrent un taux de collisions très acceptable et très stable, peu importe la quantité de nœuds.

Finalement, pour tester la performance des algorithmes *miCA* et *mSIFT* avec de très grandes densités de nœuds, nous avons exécuté des simulations pour un scénario A avec des combinaisons allant de 100 jusqu'à 600 nœuds. Nous avons constaté que *miCA* et *mSIFT* restent toujours stables, et ce, même si le nombre de nœuds est très élevé. La figure 4.14 montre qu'après 40 secondes de simulation, nos algorithmes ont déjà identifié 16 à 20 nœuds tandis qu'ALOHA peine à en identifier 1 ou 2.

Dans ce chapitre, nous avons présenté notre contribution à la recherche qui vise à améliorer le mécanisme de contention dans un système de réseau maillé sans fil dans une mine souterraine, à l'aide d'un exemple d'application d'identification des nœuds mobiles. Nous avons commencé par décrire une des anomalies observées pendant le développement du premier volet de notre travail. Ensuite, nous avons décrit les conditions imposées pour la viabilité de notre proposition, les conditions de viabilité de la

solution, et identifié le système utilisé ainsi que l'application d'identification pour tester nos algorithmes. Par la suite, nous avons identifié les anomalies de deux algorithmes aveugles ainsi que les modifications proposées pour minimiser l'impact de ces anomalies.

Dans la section 4.2, nous avons fait une description d'OMNeT++, l'outil utilisé pour modéliser notre système et les algorithmes. Nous avons aussi détaillé les paramètres utilisés pour simuler notre système. Enfin, dans la section 4.3, nous avons présenté les résultats obtenus dans trois scénarios différents qui visent à représenter différentes situations de mobilité.

CONCLUSION

Dans ce mémoire, nous avons étudié la performance des réseaux maillés sans fil utilisés dans les mines souterraines. Notre contribution a été présentée en deux volets. Le premier volet faisait l'évaluation de la performance d'un système de réseau maillé, en prenant comme exemple un réseau industriel nommé MineTrax. Pour évaluer les paramètres de performance, nous avons créé un outil d'automatisation des tests de simulation et d'évaluation de la performance. Les résultats obtenus lors de cette évaluation nous ont permis d'identifier certaines anomalies dans le système étudié. Dans le deuxième volet, nous avons présenté deux algorithmes pour améliorer la performance de l'application d'identification de nœuds en réduisant la contention au niveau de la couche MAC lorsque plusieurs nœuds mobiles se retrouvent dans le rayon de transmission d'un NID.

Dans la première partie du document, nous avons fait une introduction sur les systèmes de réseaux sans fil du domaine minier ainsi qu'une des anomalies liées à la performance de ce type de réseau. Par la suite, nous avons exprimé les motivations qui nous ont poussés à étudier ce type de réseau de communications sans fil. Dans le deuxième chapitre, nous avons fait un survol de l'état de l'art relatif aux mécanismes de résolution de contention dans la couche MAC.

Le troisième chapitre est consacré à faire une description du processus d'analyse de performance pour le réseau MineTrax. Dans cette description, nous avons détaillé les différents types de tests et les paramètres de performance qui ont été évalués et qui vont influencer la performance générale du réseau. Par la suite, nous avons décrit en détail les composants de notre outil d'évaluation de performance et finalement nous avons présenté les résultats obtenus.

Dans le quatrième chapitre, nous avons étudié des anomalies détectées pendant le processus d'analyse de performance du réseau MineTrax pour une application spécifique. La performance du mécanisme d'accès multiple est une de ces anomalies. Nous avons choisi deux algorithmes aveugles présentés par différents auteurs. Ces algorithmes ont été décrits en détail dans l'état de l'art. Par la suite, nous avons proposé de nouveaux algorithmes *mSIFT* et *miCA* pour réduire l'impact de ces anomalies et par conséquent, améliorer la performance. Notre approche propose d'améliorer des algorithmes existants par l'utilisation de la technique d'apprentissage partagé. De plus, la détection de collisions comme mesure de contrôle de contention est aussi proposée. Ensuite, nous avons modélisé notre réseau en utilisant trois scénarios afin de représenter les différents cas de mobilité.

Le premier modèle décrit un scénario de mineurs qui travaillent dans un secteur précis de la mine et qui restent sur place. Le deuxième modélise le déplacement de véhicules devant un routeur, ces véhicules roulant à une certaine vitesse constante. Finalement, le troisième modélise le déplacement constant de mineurs et de véhicules dans le rayon de transmission d'un routeur. Pour évaluer la performance des algorithmes, nous avons implémenté une couche de lien de données dans le simulateur OMNeT++. Nous avons programmé nos deux algorithmes ainsi que quatre algorithmes supplémentaires qui ont été utilisés comme point de référence. Tous les algorithmes ont été simulés et évalués en utilisant les trois scénarios. D'autre part, nous avons identifié le délai global et individuel, le nombre de collisions et le nombre de nœuds identifiés pendant la simulation comme des paramètres de performance pour évaluer notre proposition.

Les résultats obtenus démontrent que l'algorithme *miCA* est, de façon générale, plus performant que les algorithmes ALOHA et SIFT. Notre algorithme présente aussi une performance supérieure par rapport à la version originale de *iCA*. Pour notre algorithme *mSIFT*, les résultats démontrent que, malgré une performance inférieure avec certaines combinaisons de nœuds, notre proposition est plus performante que ALOHA lorsque toutes les combinaisons de nœuds sont prises en compte. La performance supérieure de

ALOHA avec certaines combinaisons de nœuds est liée à l'optimisation des paramètres qui correspondent à la taille initiale et maximale de la fenêtre de contention. Par contre, *mSIFT* n'a pas besoin d'être optimisé et demeure plus performant avec plus de 50 nœuds. Notre algorithme *mSIFT* a démontré être plus performant que la version originale avec un scénario statique et il se comporte de manière similaire à *SIFT* dans un scénario mobile.

Selon nos résultats, nous pouvons affirmer que notre outil d'évaluation de performance permet d'identifier les processus qui influenceront la performance d'un système de réseaux maillés sans fil de façon très facile en utilisant MineTrax par exemple. Notre outil confirme que la simulation est une alternative moins coûteuse et qu'elle permet d'identifier la plupart des anomalies qui peuvent affecter la performance d'un réseau sans fil. Après avoir évalué les résultats des simulations, nous pouvons également affirmer que notre algorithme *miCA* se distingue par une amélioration notable de la performance par rapport à l'algorithme original et aux algorithmes de référence, ainsi que par sa simplicité d'implémentation.

Ce projet a été une expérience enrichissante et très importante, particulièrement le développement du deuxième volet. Tout d'abord, une implémentation réelle des protocoles de communication dans les dispositifs nous a permis de mieux comprendre l'impact de certains facteurs sur la performance. Nous avons également mieux saisi les enjeux entourant la couche de protocoles et leur interaction de manière plus concrète par rapport à une simple théorie. D'autre part, l'immersion dans OMNeT++ nous a aidé à mieux comprendre l'implémentation des protocoles dans un simulateur.

Nous avons mieux compris les processus d'amélioration de la qualité logiciel ainsi que l'utilisation et l'évaluation des métriques de performance dans un protocole très spécifique de réseaux sans fil comme celui des mines souterraines. Ces connaissances acquises ont été un facteur clé dans le développement de la couche de contrôle d'accès au support (MAC) dans le deuxième volet de notre travail.

Travaux futurs

Nous présentons ici quelques propositions pour de futurs travaux de recherche en relation avec notre contribution :

- Identifier d'autres anomalies que peuvent affecter la performance des réseaux maillés sans fil.
- Ajouter des fonctionnalités à notre outil pour permettre la création de scénarios pseudo-aléatoires visant à évaluer le comportement de certains paramètres de performance.
- Ajouter des règles à notre outil pour permettre l'optimisation de certains paramètres initiaux de la pile de protocoles de façon automatique.
- Étudier en profondeur nos algorithmes. Par exemple, nous proposons d'évaluer l'impact des différentes estimations de la taille maximale de la fenêtre de contention par rapport au nombre de nœuds. Même si la technique d'augmentation exponentielle de la fenêtre de contention est semblable à celle du système ALOHA, le comportement de l'algorithme n'est pas le même.
- Améliorer l'algorithme *miCA* en utilisant un historique des étapes de l'algorithme pour réduire graduellement la fenêtre de contention au lieu de retourner à zéro.
- Étudier l'impact des algorithmes proposés par rapport à d'autres applications comme le transport des données ou la télémétrie.

BIBLIOGRAPHIE

- Akyildiz, I. F., et W. Xudong. 2005. « A survey on wireless mesh networks ». *Communications Magazine, IEEE*, vol. 43, no. 9, p. S23–S30.
- Albalt, M., et Q. Nasir. 2009. « Adaptive backoff algorithm for IEEE 802.11 mac protocol ». *IJCNS*, vol. 2, no. 4, p. 300–317.
- Anouar, H., et C. Bonnet. 2007. « Optimal constant-window backoff scheme for IEEE 802.11 dcf in single-hop wireless networks under finite load conditions ». *Wireless Personal Communications*, vol. 43, no. 4, p. 1583–1602.
- Bharghavan, V., A. Demers, S. Shenker et L. Zhang. 1994. « MACAW : a media access protocol for wireless lan's ». In *Proceedings of the conference on Communications architectures, protocols and applications*, p. 212–225, 190334. ACM.
- Bianchi, G. 2000. « Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function ». *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 18, no. 3, p. 535–547.
- Byung-Jae, K., S. Nah-Oak et M. E. Miller. 2005. « Performance analysis of exponential backoff ». *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 13, no. 2, p. 343–355.
- Chatzimisios, P., A. Boucouvalas, V. Vitsas, A. Vafiadis, A. Economidis et P. Huang. 2005. « A simple and effective backoff scheme for the IEEE 802.11 mac protocol ». In *Proceedings of the 2nd International Conference on Cybernetics and Information Technologies, Systems and Applications (CITSA 2005)*. T. 1, p. 48–53.
- Cho, C., J. Pak, J. Kim, I. Lee et K. Han. 2006. *A Random Backoff Algorithm for Wireless Sensor Networks*. T. 4003, série *Lecture Notes in Computer Science*, chapitre 12, p. 108–117. Springer Berlin Heidelberg.
- Chopin, N. 2011. « Fast simulation of truncated gaussian distributions ». *Statistics and Computing*, vol. 21, no. 2, p. 275–288.
- Geyong, M., W. Yulei, L. Keqiu et A. Y. Al-Dubai. 2009. « Performance analysis of two-tier wireless mesh networks for achieving delay minimisation ». In *Wireless Communications and Networking Conference, 2009. WCNC 2009. IEEE*, p. 1–6.

- Hang, S., et Q. Peiliang. 2004. « Ieee 802.11 distributed coordination function : performance analysis and protocol enhancement ». In *Advanced Information Networking and Applications, 2004. AINA 2004. 18th International Conference on*. T. 2, p. 335–338 Vol.2.
- IEEE. 1999. Working group part 11 : Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications.
- J. Barcelo, B. Bellalta, C. C. M. O. 2008. « Dynamic p-persistent backoff for higher efficiency and implicit prioritization ». In *VII Jornadas de Ingeniería Telemática 2008*.
- Jamieson, K., H. Balakrishnan et Y. C. Tay. 2006. *Sift : A MAC Protocol for Event-Driven Wireless Sensor Networks*. T. 3868, série *Lecture Notes in Computer Science*, chapitre 20, p. 260–275. Springer Berlin Heidelberg.
- Jun, W., et L. Geng. 2010. « Research of mine wireless communication system based on wireless mesh technology ». In *Image and Signal Processing (CISP), 2010 3rd International Congress on*. T. 9, p. 4424–4426.
- Karn, P. 1990. MACA - a new channel access method for packet radio.
- Ke, C.-H., D.-J. Deng, L.-W. Chang et Y.-M. Huang. 2009. « On semi-dynamic contention resolution scheme for IEEE 802.16 BWA systems ». In *Proceedings of the 2009 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing : Connecting the World Wirelessly*, p. 1015–1019, 1582602. ACM.
- Khamayseh, Y., M. B. Yassein, I. I. Badran et W. Mardini. 2011. « An adaptive backoff algorithm for mobile ad-hoc networks ». *International Journal of Mobile Computing and Multimedia Communications*, vol. 3, no. 3, p. 1–19.
- Kumar, S., V. S. Raghavan et J. Deng. 2006. « Medium access control protocols for ad hoc wireless networks : A survey ». *Ad Hoc Netw.*, vol. 4, no. 3, p. 326–358.
- Kurtis Kredo, I., et P. Mohapatra. 2007. « Medium access control in wireless sensor networks ». *Comput. Netw.*, vol. 51, no. 4, p. 961–994.
- Li, Y., M. Thai et W. Wu. 2008. *Wireless Sensor Networks and Applications*. Springer.
- Li-Jia, C., D. Hao, G. Wei et D. Zhen. 2010. « High reliable multi-hop transmission for sensor data in mine tunnels ». In *Future Computer and Communication (ICFCC), 2010 2nd International Conference on*. T. 3, p. V3–362–V3–366.
- Liqiang, Z., Z. Jie et Z. Hailin. 2008. « Using incompletely cooperative game theory in wireless mesh networks ». *Network, IEEE*, vol. 22, no. 1, p. 39–44.
- López Pérez, D., G. de la Roche et H. Song. 2009. *System-Level Simulation for Femtocell Scenarios*, p. 105–143. John Wiley & Sons, Ltd.
- Manaseer, S., P. D. M. Bani, Y. P. D et A. M. M. Sc. 2008. « A history-based ba-

- ckoff algorithm for mobile ad hoc networks ». In *Communication Networks and Services Research Conference, 2008. CNSR 2008. 6th Annual*. IEEE.
- Mazet, V. 2012. Simulation d'une distribution gaussienne tronquée sur un intervalle fini. Rapport, Université de Strasbourg.
- Myers, A. D., et S. Basagni. 2002. *Wireless media access control*, p. 119–143. John Wiley & Sons, Inc.
- Nasir, Q., et M. Albalt. 2008. « History based adaptive backoff (HBAB) IEEE 802.11 mac protocol ». In *Communication Networks and Services Research Conference, 2008. CNSR 2008. 6th Annual*, p. 533–538.
- Pang, Q., S. C. Liew, J. Y. B. Lee et V. C. M. Leung. 2004. « Performance evaluation of an adaptive backoff scheme for wlan : Research articles ». *Wirel. Commun. Mob. Comput.*, vol. 4, no. 8, p. 867–879.
- Patterson, G. e. A. 2009. New employee stack and testing integration document. Rapport, NewTrax, Inc.
- Pudasaini, S., S. Shin et K. Kim. 2012. « Carrier sense multiple access with improvised collision avoidance and short-term fairness ». *Wireless Networks*, vol. 18, no. 8, p. 915–927.
- Rao, V., et D. Marandin. 2006. *Adaptive Backoff Exponent Algorithm for Zigbee (IEEE 802.15.4)*. T. 4003, série *Lecture Notes in Computer Science*, chapitre 46, p. 501–516. Springer Berlin Heidelberg.
- Razafindralambo, T., et I. Guérin Lassous. 2009. *SBA : A Simple Backoff Algorithm for Wireless Ad Hoc Networks*. T. 5550, série *Lecture Notes in Computer Science*, chapitre 33, p. 416–428. Springer Berlin Heidelberg.
- Shao-Cheng, W., et A. Helmy. 2006. « Performance limits and analysis of contention-based IEEE 802.11 mac ». In *Local Computer Networks, Proceedings 2006 31st IEEE Conference on*, p. 418–425, 2006.
- Sohraby, K., D. Minoli et T. Znati. 2007. *Wireless Sensor Networks : Technology, Protocols, and Applications*. Wiley.
- Taifour, M., F. Nait-Abdesselam et D. Simplot-Ryl. 2005. « Neighbourhood backoff algorithm for optimizing bandwidth in single hop wireless ad-hoc networks ». In *Wireless Networks, Communications and Mobile Computing, 2005 International Conference on*. T. 1, p. 336–341 vol.1.
- Toledo, A. L., T. Vercauteren et W. Xiaodong. 2006. « Adaptive optimization of IEEE 802.11 dcf based on bayesian estimation of the number of competing terminals ». *Mobile Computing, IEEE Transactions on*, vol. 5, no. 9, p. 1283–1296.
- Wehrle, K., M. Günes et J. Gross. 2010. *Modeling and Tools for Network Simulation*.

Springer.

- Wei, Y., J. Heidemann et D. Estrin. 2004. « Medium access control with coordinated adaptive sleeping for wireless sensor networks ». *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, vol. 12, no. 3, p. 493–506.
- Weingärtner, E., H. vom Lehn et K. Wehrle. 2009. « A performance comparison of recent network simulators ». In *ICC 2009 : IEEE International Conference on Communications*, p. 1–5. IEEE.
- Xiaodong, X., S. Weiren et H. He. 2008. « Comparison of OMNET++ and other simulator for WSN simulation ». In *Industrial Electronics and Applications, 2008. ICIEA 2008. 3rd IEEE Conference on*, p. 1439–1443.
- Yassein, M. O. B., S. S. Manaseer et A. A. Momani. 2012. *Adaptive Backoff Algorithm for Wireless Internet*. T. 4, série 2012.
- Ye, W., et J. Heidemann. 2003. Medium access control in wireless sensor networks. Rapport.
- Yi, C., P. D. Mitchell et D. Grace. 2012. « Aloha and q-learning based medium access control for wireless sensor networks ». In *Wireless Communication Systems (ISWCS), 2012 International Symposium on*, p. 511–515.
- Yunlong, M., F. Zhiyi, Z. Yunchun et Z. Jianli. 2009. « An improved mied backoff algorithm in IEEE 802.11 mac layer ». In *Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2009. WiCom '09. 5th International Conference on*, p. 1–4.
- Zhang, Y., J. Luo et H. Hu. 2006. *Wireless Mesh Networking : Architectures, Protocols and Standards*. Taylor & Francis.